

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/JP98/02550

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER

Int.Cl⁶ G06F15/21, G06F12/00

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)

Int.Cl⁶ G06F15/21, G06F12/00

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Jitsuyo Shinan Koho 1926-1995 Jitsuyo Shinan Toroku Koho 1994-1998

Kokai Jitsuyo Shinan Koho 1971-1995 Toroku Jitsuyo Shinan Koho 1994-1998

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
Y	JP, 03-505938, A (Chicago Board of Trade), 19 December, 1991 (19. 12. 91)	1
A	& EP, 388162, A	2-22
Y	Mamoru Maekawa et al., "Distributed Operating System - What is Coming next to UNIX (in Japanese)" 25 December, 1991 (25. 12. 91), Kyoritsu Shuppan K.K. p.169-176	1

☐ Further documents are listed in the continuation of Box C.☐ See patent family annex.

* Special categories of cited documents:

"A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance

"E" earlier document but published on or after the international filing date

"L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)

"O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means

"P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

"T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention

"X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone

"Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art

"&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search
8 September, 1998 (08. 09. 98)Date of mailing of the international search report
22 September, 1998 (22. 09. 98)Name and mailing address of the ISA/
Japanese Patent Office

Authorized officer

Facsimile No.

Telephone No.

PCT

E P

US

国際調査報告

(法8条、法施行規則第40、41条)

[PCT18条、PCT規則43、44]

出願人又は代理人 の書類記号 507231WO01	今後の手続きについては、国際調査報告の送付通知様式(PCT/ISA/220)及び下記5を参照すること。	
国際出願番号 PCT/J P 98/02550	国際出願日 (日.月.年) 10.06.98	優先日 (日.月.年) 14.11.97
出願人(氏名又は名称) 三菱電機株式会社		

国際調査機関が作成したこの国際調査報告を法施行規則第41条(PCT18条)の規定に従い出願人に送付する。
この写しは国際事務局にも送付される。

この国際調査報告は、全部で 2 ページである。

☐ この調査報告に引用された先行技術文献の写しも添付されている。

1. ☐ 請求の範囲の一部の調査ができない(第I欄参照)。

2. ☐ 発明の単一性が欠如している(第II欄参照)。

3. ☐ この国際出願は、ヌクレオチド及び/又はアミノ酸配列リストを含んでおり、次の配列リストに基づき国際調査を行った。

☐ この国際出願と共に提出されたもの

☐ 出願人がこの国際出願とは別に提出したもの

☐ しかし、出願時の国際出願の開示の範囲を越える事項を含まない旨を記載した書面が添付されていない

☐ この国際調査機関が書換えたもの

4. 発明の名称は ☒ 出願人が提出したものを承認する。
☐ 次に示すように国際調査機関が作成した。

5. 要約は ☒ 出願人が提出したものを承認する。
☐ 第III欄に示されているように、法施行規則第47条(PCT規則38.2(b))の規定により国際調査機関が作成した。出願人は、この国際調査報告の発送の日から1カ月以内にこの国際調査機関に意見を提出することができる。

6. 要約書とともに公表される図は、
第 1 図とする。 ☒ 出願人が示したとおりである。 ☐ なし

☐ 出願人は図を示さなかった。

☐ 本図は発明の特徴を一層よく表している。

A. 発明の属する分野の分類 (国際特許分類 (IPC))

G 0 6 F 1 5 / 2 1, G 0 6 F 1 2 / 0 0

B. 調査を行った分野

調査を行った最小限資料 (国際特許分類 (IPC))

G 0 6 F 1 5 / 2 1, G 0 6 F 1 2 / 0 0

最小限資料以外の資料で調査を行った分野に含まれるもの

日本国実用新案公報 1926-1995

日本国公開実用新案公報 1971-1995

日本国実用新案登録公報 1994-1998

日本国登録実用新案公報 1994-1998

国際調査で使用した電子データベース (データベースの名称、調査に使用した用語)

C. 関連すると認められる文献

引用文献の カテゴリー*	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求の範囲の番号
Y A	J P, 03-505938, A (シカゴ ボード オブ トレー ド), 19. 12月. 1991 (12. 19. 91)), & E P, 388162, A	1 2-22
Y	前川 守 外2名 「分散オペレーティングシステム -UNIX の次にくるもの」 25. 12月. 1991 (25. 12. 91) 共立出版株式会社 p. 169-176	1

☐ C欄の続きにも文献が列挙されている。☐ パテントファミリーに関する別紙を参照。

* 引用文献のカテゴリー

「A」 特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの

「E」 先行文献ではあるが、国際出願日以後に公表されたもの

「L」 優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献 (理由を付す)

「O」 口頭による開示、使用、展示等に言及する文献

「P」 国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願

の日の後に公表された文献

「T」 国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と矛盾するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの

「X」 特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの

「Y」 特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの

「&」 同一パテントファミリー文献

国際調査を完了した日

08. 09. 98

国際調査報告の発送日

22.09.98

国際調査機関の名称及びあて先

日本国特許庁 (ISA/J P)

郵便番号100-8915

東京都千代田区霞が関三丁目4番3号

特許庁審査官 (権限のある職員)

深沢 正志

5 B

9 6 4 4

電話番号 03-3581-1101 内線 3546

9.4 同時実行の制御†

9.4.1 共通の時計

システム内で生じた事象の生起順序を決定し、管理することは、同時実行の制御を行なう上での基本的な問題である。この管理を一つのノードが集中して行なう（集中管理）ことも考えられる。こうすれば、分散システム特有の問題の多くを回避することができる。しかしこの方式は、効率、信頼性の両面で問題がある。分散システムにおいては、同時実行性制御管理のための機構もまた分散されて実現されることが望ましい。

分散システムでは、一般にプロセスに対する要求はメッセージによって伝達される。メッセージが送信されてから受信されるまでの時間はまちまちである。したがって、たとえば二つのプロセスA、BがプロセスPにA、Bの順でメッセージを送信しても、PにはB、Aの順に到着し、いわゆる到着順序の逆転が起こることがある。この場合、Pではメッセージが送信された順（A、Bの順）で処理したいという場合も多い。このためには、A、Bが共通の時計をもって、それぞれのメッセージの中にその送信時刻を記入しておく必要がある。

システム内の事象の生起順序を決定する規則は次のとおりである。

- (1) 一つのプロセスで事象 a が事象 b よりも先に実行されるとき、 $a \rightarrow b$ である。
- (2) プロセス間で通信する場合、送信を a 、受信を b とするならば、 $a \rightarrow b$ である。

この二つの規則に、推移律（ $a \rightarrow b$ 、 $b \rightarrow c$ ならば $a \rightarrow c$ ）を加えることによって、システム内の事象に（半）順序関係を導入することができる。

この順序関係を満たす時計（ $a \rightarrow b$ ならば、 a の生起時刻 $<$ b の生起時刻）を作るには、以下のようになればよい。

- (1) 各プロセス（実際にはノード）はカウンタをもち、新しい事象が起こるたびにそのカウンタを増加させる。
- (2) メッセージをやりとりする場合は、そのカウンタの値をタイムスタンプとしてメッセージに付加し、受信したプロセスは、そのタイムスタンプが自分のカウンタよりも大きければ、自分のカウンタをタイムスタンプより大きくなるように変更する。

同じタイムスタンプをもつ事象については、プロセス（ノード）番号を使うことによって順序を付けることができる。実際には、実時刻に近いカウンタの値が用いられる。そのためには、システム内の各ノードは十分に正確な時計をカウンタとしてもち、メッセージが到着したときには、その送信時刻と伝送遅れ時間（の最小）の見積りを用いて自分の時計を合わせ直すようにすればよい。Lamportの結果[Lamport 78]によると、時計の誤差を k 、ネットワークの直径を d （ d 個の辺を通らないと通信できないノードの組が存在する）、メッセージ送信の最大間隔 τ 、予測不可能なメッセージ遅れ時間 ξ に対し、おおよそ $d(2k\tau + \xi)$ 以下の誤差でシステム内のすべての時計を合わせることができる。

9.4.2 排他制御問題

分散処理システムにおける排他制御を集中管理方式で行なう場合、1回の排他制御を行なうのに、要

† 本節の内容は、文献[前川 87]に加筆したものである。

求プロセスから管理プロセスへの要求メッセージと、それに対する応答メッセージの二つだけで十分である。しかし、この方式は前節で述べたように問題があり、排他制御管理も分散して行なうのが望ましい。分散管理方式では

- (1) 各ノードは同量の管理情報をもつ。
- (2) 各ノードは同じアルゴリズムで決定を行なう。
- (3) 各ノードは等しく負荷を分担する。
- (4) 各ノードから制御を起動するコストが同じである。
- (5) 単一ノードの故障が全システムの停止につながらない。

という性質が必要である。また、以下に示すアルゴリズムに共通する仮定と特徴は次のとおりである。

- (1) 各ノードには一つのプロセスが存在する。
- (2) メッセージは送信された順序で処理される。
- (3) メッセージは有限の時間で正しく着信する。
- (4) ネットワークは完全結合である。

この問題の基本的な解法として Lamport のアルゴリズム [Lamport 78] がある。

これは、先に述べたタイムスタンプを用いるものである。

- (1) 資源を要求するプロセスは、要求をキューに入れ、ほかのすべてのプロセスに REQUEST メッセージを送る。
- (2) REQUEST メッセージを受け取ったプロセスは、その要求をキューに入れ、REPLY メッセージを返す。
- (3) 自身の要求が自身のキューの先頭にあり、他のすべてのプロセスからその要求よりも新しい REPLY メッセージを受け取っているとき、資源にアクセスすることができる。
- (4) 資源を解放するとき、プロセスはその要求をキューからはずし、他のすべてのプロセスに RELEASE メッセージを送る。
- (5) RELEASE メッセージを受けたプロセスは、その要求をキューからはずす。

この方式では、1回の排他制御につき、 $3 \times (N-1)$ 個のメッセージを必要とする。ここに、 N は全プロセス数を示す。

これに対して、Ricart と Agrawala のアルゴリズム [Ricart 81] では

- (1) 資源を要求するプロセスは、他のすべてのプロセスに REQUEST メッセージを送る。
- (2) REQUEST メッセージを受けたプロセスは、自身が要求を出していないか自身の要求よりもこの要求メッセージのほうが古いとき、REPLY メッセージを返す。そうでないときは、REPLY メッセージの送信を止めておく。
- (3) 要求を出したプロセスは、REPLY メッセージを他のすべてのプロセスから受け取ったとき、資源にアクセスすることができる。
- (4) 資源を解放するとき、(2)で止めてある REPLY メッセージがあればこれを送信する。

この方式では、1回の排他制御につき、 $2 \times (N-1)$ 個のメッセージを必要とする。

上に挙げた二つの方法では、各プロセスは資源にアクセスするのに、他のすべてのプロセスから「満場一致」の許可を得なければならない。Thomas の多数決方式を適用し、この「満場一致」の条件をゆるめ、過半数のプロセスから許可を得ればよいようにすることによって、排他制御1回に要するプロ

セス数およびメッセージ数を半減することができる。重み付き投票方式を適用すれば、プロセスの過半数ではなく、全プロセスのもつ票数の過半数を得ればよいことになる。

前川のアルゴリズム [Maekawa 85] は、さらに少数のメッセージしか必要としない。

いま、プロセス i, j ($1 \leq i, j \leq N$) が資源にアクセスするために要求メッセージを送り、それに対する応答メッセージが返される相手プロセスの集合をそれぞれ、 S_i, S_j と書くことにすると、

- (1) $\forall i, j$ について $S_i \cap S_j \neq \emptyset$
- (2) $|S_1| = |S_2| = \dots = |S_N| = K$ (ある定数)
- (3) $\forall i \mid \{j \mid S_j \ni i\} \mid = D$ (ある定数)

であることが必要である。さらに、

- (4) $\forall i \mid i \in S_i$

とすれば、実際に送られるメッセージ数を少なくすることができる。これらの条件のもとで、 K をほぼ \sqrt{N} にすることができる。すなわち、少なくとも \sqrt{N} 個のプロセスと通信しなければ排他制御は実現せず、また、上の(1)~(4)を満たすように S_i をとれば、 $O(\sqrt{N})$ のメッセージで実現できることになる。 S_i の求め方については文献 [Maekawa 85] を参照されたい。排他制御は次のような手順で行なわれる。

- (1) 資源を要求するプロセス i は S_i のすべてのメンバに REQUEST メッセージを送る。
- (2) プロセス i の REQUEST メッセージを受けたプロセスは、他のプロセスによってまだロックされていないならば i によってロックされ、LOCKED メッセージを i に返す。すでにロックされている場合は、REQUEST メッセージはキューに入れられるが、現在このプロセスをロックしている REQUEST メッセージかキューにある他の REQUEST メッセージのほうが i の REQUEST メッセージより古いものであれば、FAILED メッセージを i に返す。そうでなければ、現在このプロセスをロックしているプロセスに対し INQUIRE メッセージを送り、そのプロセスが必要なすべてのロックを得たかどうか問い合わせる。
- (3) INQUIRE メッセージを受けたプロセスは、すでに FAILED メッセージを受け取っていれば RELINQUISH メッセージを返す。
- (4) RELINQUISH メッセージを受けたプロセスは現在のロックから解放され、この REQUEST メッセージは再びキューに入れられる。次にこのプロセスはキューの中で最も古い REQUEST メッセージにロックされ、REQUEST メッセージを出したプロセスに LOCKED メッセージが返される。
- (5) S_i のすべてのメンバから LOCKED メッセージを受け取ったら、プロセス i は資源にアクセスすることができる。
- (6) プロセス i が資源を解放するとき、 S_i のすべてのメンバに RELEASE メッセージを送る。
- (7) RELEASE メッセージを受けたプロセスは、現在のロックから解放され、キューの中で最も古い REQUEST メッセージにロックされる。その REQUEST メッセージを出したプロセスに対して LOCKED メッセージが返される。

この方式では、1回の排他制御につき、 $C\sqrt{N}$ (C は3から5) 個のメッセージを必要とする。

以上のアルゴリズムは、資源にアクセスする際にどのプロセスも専有権をもたない。この条件をゆるめ、資源に対する専有権(トークン)をやりとりすることで、よりメッセージ数が少ないアルゴリズム

を作ることができる。たとえば、排他制御に必要なメッセージ数を N 個としたアルゴリズム [Suzuki 85] やプロセス間通信のトポロジを木状にすることによって $\log N$ 個としたアルゴリズム [Trehel 86] がある。

9.4.3 並行性制御

複数のトランザクションが並行して実行されるとき、それらの中に定義された読出しおよび書き込み操作はさまざまな順序で実行される可能性がある。とくに、同じファイルの同じデータ項目に対する読み書きがある場合は、その結果を予想することはできない。こうしたことを防ぐには、複数のトランザクションが実際には並行して実行されても、その結果はそれらが逐次的に実行されたのと同じになるよう

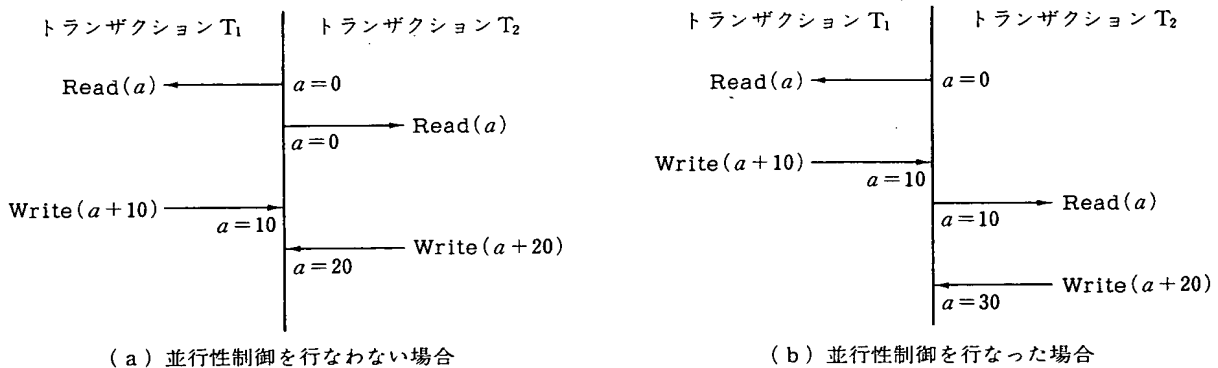


図 9.7 並行性制御の例

に制御しなければならない。このようなトランザクションの実行の管理を直列化 (serialization) といひ、その制御方式を並行性制御 (concurrency control) という。図 9.7 に並行性制御を行なったときと行なわなかったときとで実行結果が異なる例を示す。

並行性制御の方式には、大きく分けて次の三つの方式がある。

- (1) ロックに基づく方法
- (2) タイムスタンプに基づく方法
- (3) 楽観的 (optimistic) 方法

以下、これらの方法について説明する。

トランザクションがある資源に対して一連の操作を実行している場合、その途中の矛盾した状態を用いて他のトランザクションが実行を行なうと矛盾が生じる。そこで、途中の一貫性のない状態では他のトランザクションと資源を共用しないように、資源アクセスに対して相互排除を行なえば不都合を回避することができる。

すべてのトランザクションが整形 (well-formed) で 2 相 (two-phase) であれば、それらを直列化できることが知られている [Eswaran 76]。トランザクションが整形であるとは、次の三つの性質を満たすことをいう。

- (1) 資源にアクセスする前にはそれをロックする。
- (2) すでにロックされている資源はロックしない。
- (3) 処理を完了する前にすべてのロックを解除する。

2 相であるとは、トランザクション中で一度ロック解除 (アンロック) を行なったらそれ以降はロッ

クを行なわないことをいう。この場合、図 9.8 に示すように、処理がロックとアンロックの二つの相に分割されることになる。こうしたロッキング方式を2相ロッキング (two-phase locking) という。ロックに基づく方法は、他の方法に比べて効率的であることが知られており、実際によく用いられている。ただし、デッドロックを発生する可能性があり、その検出や回避が必要である。デッドロックについては次節で説明する。

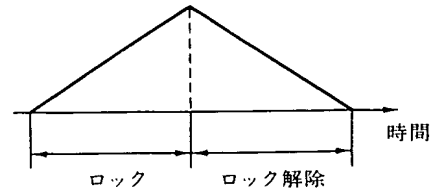


図 9.8 2相ロッキング

ロックにおいて實際上重要な問題として、ロックの粒度 (granularity) がある。たとえば、ファイルに対するロックを考えたとき、一つのファイルを並行アクセスの単位としてしまうと、並行性を著しく下げてしまうことになる。ファイルの論理レコードをロックの対象にすることが多い。

また、並行性を上げるため、読出しと書込みで2種類のロックを導入することがある。読出しに対するロックを読出しロック (read lock)、書込みに対するロックを書込みロック (write lock) という。あるデータ項目に対して読出ししか行なわないトランザクションは、同じデータ項目に対してやはり読出ししか行なわないトランザクションと決して競合することがない。この場合、複数のトランザクシ

表 9.2 読出しロックと書込みロック

要求ロック	オブジェクトのロック状態		
	ロックなし	読出し	書込み
読出し	可	可	不可
書込み	可	不可	不可

表 9.3 書込み意志ロックを導入したロック規則

要求ロック	オブジェクトのロック状態			
	ロックなし	読出し	書込み意志	コミット
読出し	可	可	可	待ち
書込み意志	可	可	待ち	待ち
コミット	可	待ち	待ち	待ち

ンが読出しロックを共有することになる。ただし、書込みロックされているデータについては、他のトランザクションからのアクセスが禁止される。表 9.2 はこうしたロックの規則を示したものである。

読出しは書込みに比べて頻繁に行なわれるので、この方法は並行性の向上に効果があると考えられるが、それでも読出ししか行なわないトランザクションが書込みを伴うトランザクションの進行を完全に妨げてしまうことになる。Gifford はこれに対して、書込み意志ロック (intention-to-write lock) の導入を提案している [Gifford 79]。この方式では、書込みロックの代わりにコミットロックが用いられる。表 9.3 にロック規則を示す。書込みが行なわれるときには書込み意志ロックでロックされ、さらにトランザクションがコミットするときこれがコミットロックに変更される。書込み意志ロックでロックされた状態では、読出しを並行して実行することができる。

タイムスタンプに基づく方式は、すべてのトランザクションにあらかじめタイムスタンプを与え、資源に対して競合するアクセスを要求した場合にはそのタイムスタンプの順でしかアクセスを許さないことでトランザクションを直列化しようというものである [Bernstein 81]。その基本的な方針は、書込みについては以前のトランザクションの読出しおよび書込みが行なわれた後でのみ有効とし、読出しについては以前のトランザクションの書込みが行なわれた後でのみ有効とするものである。

タイムスタンプに基づく方式では、トランザクションはその生成時にタイムスタンプが割り当てられる。データ項目に対するアクセス要求には、必ずこのタイムスタンプが付加される。また、各データ項目には、それに最後に書込みを行なったトランザクションのタイムスタンプ T_w と、最後に読出しを行なったトランザクションのタイムスタンプ T_r が記録される。図 9.9 にタイムスタンプに基づく並行性

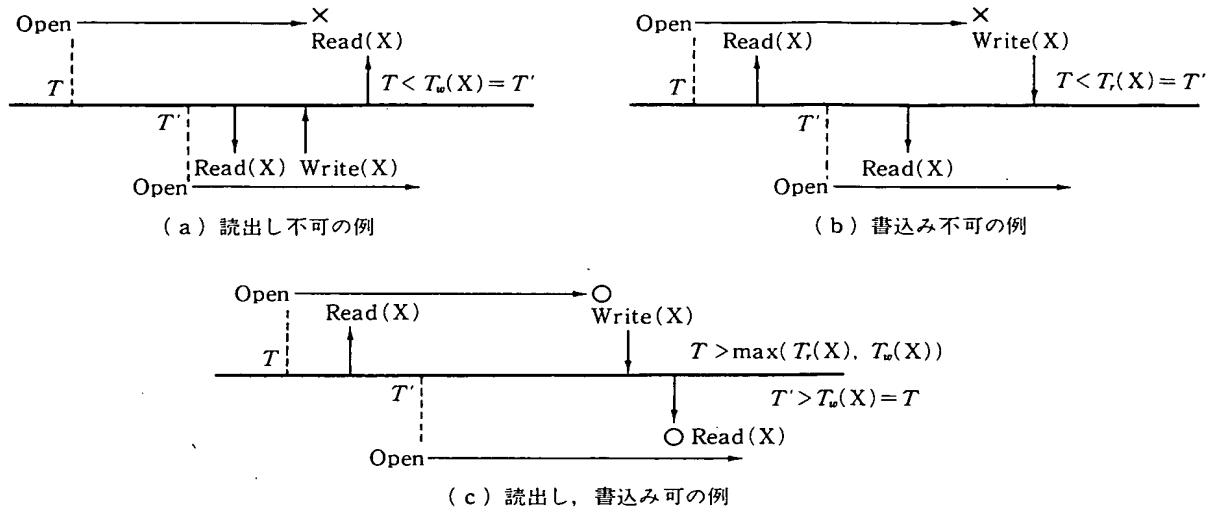


図 9.9 タイムスタンプ方式

制御の様子を示す。読出しと書き込みは次のように処理される。

- (1) タイムスタンプ T の読出し要求があった場合、 $T < T_w$ 、すなわちそのトランザクションよりも新しいトランザクションがすでに書き込みを行なっていれば、この要求を行なったトランザクションはアボートされる。 $T \geq T_w$ ならば読出しが行なわれ、 T_r は $\max(T_r, T)$ に更新される。
- (2) タイムスタンプ T の書き込み要求があった場合、 $T < \max(T_r, T_w)$ 、すなわちそのトランザクションよりも新しいトランザクションがすでに読出しか書き込みを行なっていれば、この要求を行なったトランザクションはアボートされる。 $T \geq \max(T_r, T_w)$ ならば書き込みが行なわれ、 T_w は $\max(T_w, T)$ に更新される。

トランザクションがアボートされた場合、そのトランザクションが行なった変更のすべてが取り消され、トランザクションには新しいタイムスタンプが与えられて再度実行が試みられる。これをコールバック (callback) という。コールバックが頻繁に起こると効率は著しく低下する。

Thomas の書き込み規則は、書き込み (上記(2)) に関して次のような工夫を行ない、効率を上げようというものである。タイムスタンプ T の書き込み要求があったとき、 $T_w < T < T_r$ 、すなわちそのトランザクションよりも新しいトランザクションが、そのトランザクションが書き換えようとするよりも古い結果をすでに読み出していれば、この要求を行なったトランザクションはアボートされる。 $T < T_w$ ならば何もしない。それ以外の場合には書き込みが行なわれ、 T_w は $\max(T_w, T)$ に更新される。この方法では、どのトランザクションも読み出さないうちに重ね書きされて消されてしまうような書き込み要求を無視することによって、書き込みどうしの競合によるアボートの可能性を減らしている。

さらに、読出し時のアボートを回避するための方式として、マルチバージョン方式 (multiversion) がある。この方式では、書き込みは、もとの値を書き換えるのではなく、書き込んだトランザクションのタイムスタンプ T_w と書き込んだ内容 V の組 (T_w, V) を新しいバージョンとして記録することを意味する。

- (1) タイムスタンプ T の読出し要求があった場合、 T よりも小さいタイムスタンプ T_w をもつバージョンのうち最新のバージョンの内容が読み出される。

- (2) タイムスタンプ T の書き込み要求があった場合、 T よりも大きなタイムスタンプをもつトランザクションが、 $T > T_w$ である最新のバージョンをすでに読み出していれば、この書き込みは拒否され、トランザクションはアボートされる。それ以外の場合は、新しいバージョンが作成される。

保守的タイムスタンプ方式 (conservative timestamp ordering) は、トランザクションをアボートして再起動しなくてもよいようにするための方式である。この方式では、すべてのトランザクションからの要求をまず集め、そのうえで、最も古い (タイムスタンプが最小の) 要求を処理する。これによって、より古いタイムスタンプをもつトランザクションからの要求が、すでに実行してしまった要求よりも後から到着することを防いでいる。したがって、トランザクションのアボートは起こらない。しかし、この方式では、競合しない要求もつねにタイムスタンプの順で実行するようスケジュールされてしまうという問題がある。この問題を解決するためには、競合しうるトランザクションをあらかじめ解析し、トランザクションを分類した後に、競合するものだけこの方式を適用することが考えられる。

ロックに基づく方式やタイムスタンプに基づく方式の問題を解決するため、Kung と Robinson は楽観的な方法を提案した [Kung 81]。これは、二つのプロセスが実行するトランザクションの間で、同じデータ項目に対するアクセス競合がめったに起こらないことがわかっていれば、読出しあるいは書き込みごとに競合を調べる必要がないという発想である。トランザクションを並行して実行させておき、トランザクション終了時に読出しおよび書き込みが行なわれたデータ項目の集合を解析して、実際に競合があったかどうかを調べる。もし競合があればトランザクションはアボートされる。トランザクションごとにデータのコピーを保持し、それに対して実際の操作が行なわれる。これらは、他のトランザクションからは見えないようになっている。

9.4.4 デッドロックの解決

本節では、とくにロックに基づく並行性制御問題のデッドロックの解決法について説明する。

一般に、デッドロックの対策には防止と検出の二つがある。デッドロック防止の最も簡単な方法は、トランザクションが用いる資源をすべて宣言しておいて、それらをトランザクション開始時にすべてロックしてしまうというものである。この方法は、占有時間が短い場合はよいが、資源利用率を悪化させ、また飢餓状態を招くおそれがある。資源の種別に応じて割当て順序を適用する方法もあるが、資源利用率の低下は免れない。

デッドロックの検出には wait-for グラフ (wait-for graph) がよく用いられる。これは、トランザクション A がロックしている資源がアンロックされるのをトランザクション B が待っているとき、B から A に向かう有向枝を定義することによってできるグラフである。このグラフに有向枝の閉路が存在することがデッドロック発生の必要十分条件になる。デッドロックが検出された後は、どのトランザクションをアボートするか決定しなければならない。

閉路の検出には次のような方法がある。

- (1) 各トランザクションが資源にアクセスしようとするとき、トランザクションから出ている有向枝に沿ってデッドロック検出メッセージを出し、これがもとのトランザクションに戻ってくるとを調べる。
- (2) 各トランザクションが有向枝をたどって到達できるすべてのトランザクション (到達可能集

合)を記憶しておく。トランザクションAがトランザクションBのロックしている資源にアクセスしようとするとき、AはBの記憶している到達可能集合にA自身が含まれているか否かを確認する。

(1)はメッセージを逐次的に送って調べなければならず効率が悪いが、(2)はアンロック時の到達可能集合の変更が容易でないという問題がある。

デッドロックの対策として**時限ロック** (lock timeout) を用いる方法もある。ロックに時限を付けておき、それ以後は他からアクセス要求があったときにロックを解放するというものである。ファイルサーバでよく用いられている。この方式の問題点は、負荷によってトランザクションの実行時間が変わるので、時限の設定がむずかしい点である。

PCT

国際事務局



特許協力条約に基づいて公開された国際出願

09/284736

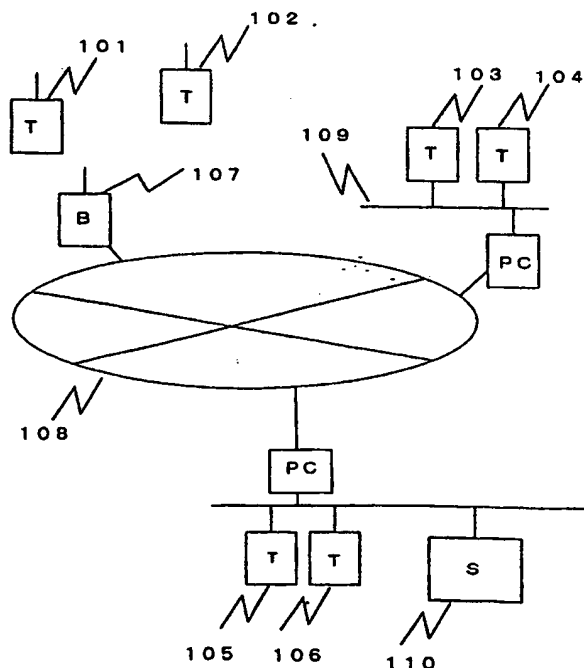
(51) 国際特許分類6 G06F 15/21, 12/00	A1	(11) 国際公開番号 WO99/26165 (43) 国際公開日 1999年5月27日(27.05.99)
(21) 国際出願番号 PCT/JP98/02550 (22) 国際出願日 1998年6月10日(10.06.98) (30) 優先権データ 特願平9/313073 1997年11月14日(14.11.97) JP (71) 出願人 (米国を除くすべての指定国について) 三菱電機株式会社 (MITSUBISHI DENKI KABUSHIKI KAISHA)[JP/JP] 〒100-8310 東京都千代田区丸の内二丁目2番3号 Tokyo, (JP) (72) 発明者 ; および (75) 発明者 / 出願人 (米国についてのみ) 坂倉隆史(SAKAKURA, Takashi)[JP/JP] 〒100-8310 東京都千代田区丸の内二丁目2番3号 三菱電機株式会社内 Tokyo, (JP) (74) 代理人 弁理士 溝井章司(MIZOI, Shoji) 〒247-0056 神奈川県鎌倉市大船二丁目17番10号 NTA大船ビル3F Kanagawa, (JP)		(81) 指定国 JP, US, 欧州特許 (AT, BE, CH, CY, DE, DK, ES, FI, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE). 添付公開書類 国際調査報告書

(54)Title: DATA UPDATING SCHEME AND DATA UPDATING METHOD

(54)発明の名称 データ更新方式及びデータ更新方法

(57) Abstract

In a system in which a plurality of portable terminals (101-106) share data of the server (110), when each of the portable terminals issues a data update request to the server (110), the data updating scheme and method enables fair data updating that depends only on the order in which the updating requests have been issued, regardless of the stability of a communication method that each portable terminal uses. Each of the portable terminals (101-106) and the server (110) in the system has a time measuring function module for measuring synchronized time. When a portable terminal (101) issues a data update request, the portable terminal (101) repetitively transmits an update request to which the time where the data update request is issued and which is measured by the time measuring function module is added until the data update request is received by the server (110). During this repetitive transmission, the update request issuing time added is kept unchanged as it is. The server (110) processes the data update requests, received during the update request acceptance period, in order of request issuing time.



複数の携帯端末 101～106 がサーバ 110 のデータを共有するシステムにおいて、各携帯端末がサーバ 110 に対してデータの更新要求を発行する際に、各携帯端末が使用する通信方法の安定性に関わらず、更新要求の発行順序にのみ依存する公平なデータ更新を可能とする。システム内の全ての携帯端末 101～106 とサーバ 110 に、同期した時刻を計時する計時機能モジュールを備える。携帯端末 101 はデータ更新要求発行時、この計時機能モジュールから得られる更新要求発行時刻をデータ更新要求に付加して、データ更新要求をサーバ 110 に受信されるまで繰り返し送信する。この繰り返し送信中、付加する更新要求発行時刻は、当初の発信時と同一としたままとし、サーバ 110 は、更新要求受け付け期間内に受信したデータ更新要求を、発行時刻の順に処理する。

PCTに基づいて公開される国際出願のパンフレット第一頁に掲載されたPCT加盟国を同定するために使用されるコード(参考情報)

AE アラブ首長国連邦	ES スペイン	LI リヒテンシュタイン	SG シンガポール
AL アルバニア	FI フィンランド	LK スリ・ランカ	SI スロヴェニア
AM アルメニア	FR フランス	LR リベリア	SK スロヴァキア
AT オーストリア	GA ガボン	LS レソト	SL シェラ・レオネ
AU オーストラリア	GB 英国	LT リトアニア	SN セネガル
AZ アゼルバイジャン	GD グレナダ	LU ルクセンブルグ	SZ スワジランド
BA ボスニア・ヘルツェゴビナ	GE グルジア	LV ラトヴィア	TD チャード
BB バルバドス	GH ガーナ	MC モナコ	TG トーゴ
BE ベルギー	GM ガンビア	MD モルドヴァ	TJ タジキスタン
BF ブルギナ・ファソ	GN ギニア	MG マダガスカル	TM トルクメニスタン
BG ブルガリア	GW ギニア・ビサウ	MK マケドニア旧ユーゴスラヴィア	TR トルコ
BJ ベナン	GR ギリシャ	共和国	TT トリニダッド・トバゴ
BR ブラジル	HR クロアチア	ML マリ	UA ウクライナ
BY ベラルーシ	HU ハンガリー	MN モンゴル	UG ウガンダ
CA カナダ	ID インドネシア	MR モーリタニア	US 米国
CF 中央アフリカ	IE アイルランド	MW マラウイ	UZ ウズベキスタン
CG コンゴ	IL イスラエル	MX メキシコ	VN ヴィエトナム
CH スイス	IN インド	NE ニジェール	YU ユーゴスラビア
CI コートジボアール	IS アイスランド	NL オランダ	ZA 南アフリカ共和国
CM カメルーン	IT イタリア	NO ノールウェー	ZW ジンバブエ
CN 中国	JP 日本	NZ ニュー・ジラランド	
CU キューバ	KE ケニア	PL ポーランド	
CY キプロス	KG キルギスタン	PT ポルトガル	
CZ チェッコ	KP 北朝鮮	RO ルーマニア	
DE ドイツ	KR 韓国	RU ロシア	
DK デンマーク	KZ カザフスタン	SD スーダン	
EE エストニア	LC セントルシア	CF フォーモロ	

明 細 書

データ更新方式及びデータ更新方法

5 技術分野

本発明は、計算機システムにおけるデータ更新方式及びデータ更新方法に関し、特に、多様な通信環境に接続された多数の利用者端末で共有される共有データの更新を行なうデータ更新方式及びデータ更新方法に関する。

10

背景技術

15

20

従来から計算機システムにおいて、2つ以上の実行単位がデータを共有し、各々の実行単位が共有データの更新を行なう場合、共有データの一貫性をいかに維持するか、また、各々の実行単位が各々に共有データのコピーを持つ場合、オリジナルの共有データと各々のコピーデータ、また、各々のコピーデータ同士の一貫性をいかに維持するかがさまざまなレベルにおいて問題となってきた。たとえば、共有メモリ型のマルチプロセッサ計算機で各CPU（セントラルプロセッシングユニット）が共有メモリのデータ更新を行なう場合、テストアンドセット命令によって共有メモリ上のデータをもとに排他制御を行ない、同時書き込みによってデータ一貫性が損なわれるのを防ぐ、また、各々のCPUがキャッシュメモリを持つ場合、ライトスルー、コピーバック、及びスヌーピングの利用といった解決策によりCPU間のキャッシュデータの一貫性を守ってきた。

25

また、プロセス間で共有されるファイルもその一例である。複数のプロセスからのアクセスを許しても厳密なファイルデータの一貫性は求め

ない、あるいは、データの一貫性を重視する場合、性能を犠牲にしてもセマフォロック機構によるプロセス間の排他制御を行なうといった対応がなされてきた。この他にも、データ一貫性に関する技術はその枚挙に暇がない。具体的な技術の一例として、特開昭62-206935には

5 システム資源の排他制御のための制御ファイルアクセスを更新キューと処理タスクによってシリアルライズする技術が開示されている。

本発明がその主な適用先とする応用プログラムレベルにおいて、データ一貫性が重視される問題の一つがデータベースによるトランザクション処理である。銀行口座や在庫管理など厳密な商取引きを電子的に具

10 現化するもので、ACID (Atomicity, Consistency, Isolation and Durability) プロパティと呼ばれる特性を満足するものでなければならないとされている。すなわちシステムで扱われる一つ一つのトランザクションは、「分離できない」もの、「データの一貫性を損なわない」もの、「他トランザクションとは隔離されている」もの、「データは決して失われない」ものでな

15 ければならない。

この特性を実現するために従来のシステムはトランザクションは同期的に処理されるものとしてきた。つまり、ある端末からデータベースデータの更新を実行する場合、データベースに接続し、データベースの更新権を得て、データ参照、更新を行ない、データベース更新命令 (コミット) を発行して一連の動作を完了する。例えば、他のデータベース利用者が更新しようとするデータを更新中の場合は、更新トランザクションはデータベースに接続した状態で、データ更新可能となるのを待つ。一連の動作はデータベース接続を保ったまま中断なしに実行される。

20

もし、一連の動作中にデータベース接続が切断されると、実行中のトランザクションは中断され、トランザクションは無効になる。分離中断

25

されない更新データ特定、更新データ排他制御、データ操作、データベース更新という一連のトランザクション動作が保証されることを前提に、従来のデータベースシステムはデーター貫性を保証してきた。

さて、特表平 3-505938 には、「場立ち」を基本として行なわれる先物取引引き市場を「場」という物理的なスペースの外に計算機システムを利用することにより拡張するための技術が公表されている。

「場」ににいることによって得られる情報を計算機システムによって提供し、「場」での取引引き機構、即ち、トランザクション機構も計算機システムによって実現する。

10 本発明を適用するすべきシステムは、例えば、特表平 3-505938 に記述されているシステムである。本発明を適用することにより、その目的としている「場」の拡大をさらに実現することが可能である。

従来のトランザクション処理は、データベースアクセス負荷調節を目的として TP (Transaction Processing) モニタなどのキューイング機構を使用する場合を含め、端末からのデータ更新要求は同期的に処理されることを前提に、各トランザクション処理の排他制御機構を設けることにより実現されてきた。端末からの同期処理を行なうにはなんらかの通信プロトコルにより端末とホスト（あるいはサーバ）との接続状態が保証されている必要があった。通信回線の品質
15 はある程度までは通信プロトコルによって保障されるが、PHS (Personal Handyphone System)、携帯電話等の無線回線の利用においては、回線の切断、また、ユーザが明示的に無線回線の使用を行なわない場合を含めて回線の接続状態が必ずしも保証されない。また、転送速度も低速である。このような無線回線を利用する
20 端末からトランザクション処理を行なおうとする場合、無効トランザクションが多発すると予想される。トランザクションが無効となることに
25

よりユーザは不利益を被り、システムとしても負担が増えることとなる。

本発明の目的は、必ずしも接続状態を保証できない端末を使用しても、利用者間で公平にデータ更新トランザクションを実行できるデータ更新方式及び方法を提供することである。

5

発明の開示

この発明に係るデータ更新方式は、複数の利用者端末と、利用者間の共有データを管理するサーバとを備え、上記複数の利用者端末と上記サーバは上記利用者端末と上記サーバとの間で相互に同期が取られた時刻を計時する計時機能モジュールをそれぞれ保持し、上記利用者端末は、
10 上記共有データの更新要求時、上記計時機能モジュールより獲得した時刻をデータ更新要求発行時刻として共有データ更新要求に付して上記サーバに送信し、共有データ更新要求が上記サーバに受信されるまで、上記データ更新要求発行時刻を当初の送信時と同一としたまま繰り返し送信する更新要求送信処理部を有し、上記サーバは、上記利用者端末から
15 受信した共有データ更新要求に付されたデータ更新要求発行時刻に基づき、上記共有データの更新順序を決定する共有データ管理モジュールを有することを特徴とする。

共有データ管理モジュールは、更新要求受け付け期間を設定する更新規則管理部と、上記更新要求受け付け期間に受信した共有データ更新要求を受け付ける更新要求管理部とを備えたことを特徴とする。
20

更新規則管理部は、さらに、上記更新要求受け付け期間に含まれる有効更新要求発行期間を設定し、更新要求管理部は、受信した共有データ更新要求のデータ更新要求発行時刻が該有効更新要求発行期間内にある
25 共有データ更新要求を受け付けることを特徴とする。

更新要求送信処理部は、データ更新条件を含む共有データ更新要求を

サーバに送信し、共有データ管理モジュールは、上記更新要求受け付け期間の終了後、上記共有データ更新要求に含まれたデータ更新条件をデータ更新要求発行時刻の順に吟味し、上記データ更新条件が満足される時、上記共有データ更新要求に応じて共有データ更新値を決定し、上記共有データを該共有データ更新値に更新するデータ更新部を備えたことを特徴とする。

データ更新部は、上記有効更新要求発行期間内に、すでに受信した共有データ更新要求に含まれるデータ更新条件をデータ更新要求発行時刻の順に吟味し、上記データ更新条件が満足される場合は、上記共有データ更新要求に基づく共有データ更新予測値を決定することを特徴とする。

共有データ管理モジュールは、利用者端末に対して所定段階に強度が分類された権限の内の1つの権限を付与し、該権限により各利用者端末に送信する情報を選択する利用者通知部を有することを特徴とする。

利用者通知部は、一定以上の強度の権限を持つ利用者端末のみに共有データの更新履歴を送信することを特徴とする。

利用者通知部は、一定以上の強度の権限を持つ利用者端末のみに、各利用者端末からのデータ更新要求の内容を送信することを特徴とする。

共有データ管理モジュールは、共有データを更新した時に利用者端末に通知する利用者通知部を有することを特徴とする。

利用者通知部は、上記通知の内容に、少なくとも共有データの更新前後の差の情報を含むことを特徴とする。

利用者通知部は、共有データの更新前に該共有データにアクセスしたことのがある利用者端末に対して通知をすることを特徴とする。

利用者通知部は、共有データの更新前の一定期間内に該共有データにアクセスしたことのがある利用者端末に対して通知することを特徴とする。

利用者端末は、サーバに対して情報送信要求を送信し、共有データ管

理モジュールは、利用者端末から情報送信要求を受信し、該利用者端末の共有データへのアクセス履歴を吟味し、該利用者端末が情報送信要求の受信前に該共有データにアクセスしたことがある場合、該情報送信要求に応答する利用者通知部を有することを特徴とする。

- 5 利用者通知部は、利用者端末が上記情報送信要求の受信前の一定期間内に上記共有データにアクセスしたことがある場合、情報送信要求に応答することを特徴とする。

- 10 利用者端末からの情報送信要求は、サーバにすでに到着している共有データ更新処理前のデータ更新要求の内容に対する送信要求であることを特徴とする。

利用者端末は、共有データの更新を監視する条件を送信し、共有データ管理モジュールは、送信された条件を登録し、共有データ更新により条件が満たされた時に該利用者端末に共有データ更新を通知する利用者通知部を有することを特徴とする。

- 15 利用者端末は共有データの更新を監視する条件を送信し、共有データ管理モジュールは、送信された条件を登録し、上記共有データ更新予測値が条件を満たす時に利用者端末に共有データ更新予測値が条件を満たすことを通知する利用者通知部を有することを特徴とする。

上記計時機能モジュールは、暗号化処理部を備えたことを特徴とする。

- 20 上記計時機能モジュールは、利用者端末の認証機能を備えたことを特徴とする。

サーバは、共有データ管理モジュールが受信した各利用者端末からの共有データ更新要求をデータ更新要求発行時刻の順にならべた共有データ更新要求キューを記憶する記憶部を有することを特徴とする。

- 25 この発明に係るデータ更新方法は、複数の利用者端末と、利用者間の共有データを管理するサーバとを備え、上記複数の利用者端末と上記サ

サーバとが、時刻を計時するは計時機能モジュールをそれぞれ保持している計算機システムのデータ更新方法において、上記複数の利用者端末の計時機能モジュールと上記サーバの計時機能モジュールとの間で相互に同期を取る工程と、上記利用者端末により、上記共有データの更新要求時、上記計時機能モジュールより獲得した時刻をデータ更新要求発行時刻として共有データ更新要求に付して上記サーバに送信し、共有データ更新要求が上記サーバに受信されるまで、上記データ更新要求発行時刻を当初の送信時と同一としたまま繰り返し送信する工程と、上記サーバにより、上記利用者端末から共有データ更新要求を受信し、受信した共有データ更新要求に付されたデータ更新要求発行時刻に基づき、上記共有データの更新順序を決定する工程を備えたことを特徴とする。

共有データ更新要求は、第1の条件と数量の条件を含む売り注文または買い注文であり、データ更新要求発行時刻が昇順となるように共有データ更新要求キューの形式でサーバの記憶部に保持され、下記ステップを有することを特徴とする。

a) サーバの記憶部に記憶された共有データ更新要求キューの状態により、下記(a1)～(a3)のいずれかのステップを実行するチェックステップ;

a1) サーバの記憶部に記憶された共有データ更新要求キューに注文が保持されていない場合、処理を終了するステップ;

a2) サーバ記憶部に記憶された共有データ更新要求キューの先頭の注文が買い注文の場合、この買い注文を主注文とし、売り注文を対応注文として下記(b)第1条件比較ステップに進むステップ;

a3) サーバ記憶部に記憶された共有データ更新要求キューの先頭の注文が売り注文の場合、この売り注文を主注文とし、買い注文を対応注文として下記(b)第1条件比較ステップに進むステップ;

b) サーバ記憶部に記憶された共有データ更新要求キューから対応注文を昇順に読出し、上記主注文と第1の条件が一致する対応注文があるか否かにより次のいずれかのステップを実行する第1条件比較ステップ;

5 b 1) 第1の条件が一致する対応注文がない場合、この主注文を不成立注文として上記共有データ更新要求キューから削除し、上記(a)チェックステップに戻るステップ;

b 2) 第1の条件が一致する対応注文がある場合、主注文と対応注文である買い注文と売り注文の数量を比較し、その結果により下記いずれかのステップを実行するステップ;

10 b 2 1) 買い注文の数量が売り注文の数量を超えている場合、この買い注文とこの売り注文は不成立とし、共有データ更新要求キュー内の該対応注文の次の対応注文から読出しを再開し、上記第1条件比較ステップに戻るステップ;

15 b 2 2) 買い注文の数量が売り注文の数量と等しい場合、この買い注文と売り注文は成立とし、この買い注文と売り注文をそれぞれ共有データ更新要求キューから削除し、上記(a)チェックステップに戻るステップ;

20 b 2 3) 売り注文の数量が買い注文の数量を越える場合、この買い注文と売り注文は成立とし、この買い注文は共有データ更新要求キューから削除し、この売り注文の数量をこの買い注文の数量を超えた数量に置き換えて、売り注文のキューデータを更新して記憶し、上記(a)チェックステップに戻るステップ。

図面の簡単な説明

25 図1は、本発明を適用したシステムの構成例の図である。

図2は、本発明による計時機能の組み込み例の図である。

図 3 は、本発明による計時機能モジュールのブロック図である。

図 4 は、本発明による共有データ管理サーバ構成例の図である。

図 5 は、本発明による共有データ管理モジュールの構成例の図である。

5 図 6 は、本発明を利用した端末アプリケーションの入力画面例の図である。

図 7 は、本発明による共有データ更新要求発行処理フロー図である。

図 8 は、本発明による共有データ更新要求データ例の図である。

図 9 は、本発明による共有データ更新要求受け付け処理フロー図である。

10 図 10 は、本発明による共有データ更新処理フロー図である。

図 11 は、本発明による利用者 ID データ例の図である。

図 12 は、本発明による通知サービス登録処理フロー図である。

図 13 は、本発明によるデータモニタリング登録キューモード図である。

図 14 は、本発明による共有データ更新要求キュー例の図である。

15 図 15 は、本発明による通知サービス登録テーブルモード図である。

発明を実施するための最良の形態

実施の形態 1.

以下、本発明に係るデータ更新方法を図 1 から図 13 に基づいて説明
20 する。本実施形態では、本発明を商品取引システムに適用した例について説明するが、この商品取引システムは、多数の利用者が参加するトランザクションシステム的一种である。当システムはバーチャルな市場を提供するもので、市場への参加は当システムが提供する端末を利用することによってのみ可能である。参加者は有線で接続された端末
25 だけでなく、無線端末を利用して公平に市場に参加できる。

図 1 に示すように、利用者は携帯端末 101、102 から無線電話回

線を利用して基地局 107 から公衆網 108 経由で参加したり、公衆回線 109 とパーソナルコンピュータ PC 経由で接続されたイントラネットに接続された端末 103、104 から参加する場合もあり、また、共有データの管理を行なうサーバ 110 が接続された同一の LAN (Local Area Network) に接続された端末 105、106 から参加する場合もある。図 1 には前述したような 3 種類の通信メディアが示されている。

次にシステムの構成を説明するが、以後、上記携帯端末 101、102 および上記端末 103 から 106 の端末の総称を利用者端末とする。

図 2 に示すように、本システムに参加する利用者端末は計時機能を有する計時機能モジュール 201 を保持し、サーバ 110 は計時機能モジュール 402 を保持している。また、各利用者端末には、サーバ 110 との間でデータあるいは情報の送受信を行うために、端末用通信プログラム 202 がインストールされている。この端末用通信プログラム 202 は、更新要求送信処理部の一例である。この更新要求送信処理部は、後述する共有データ更新要求送信機能を有する。

この端末用通信プログラム 202 は、特定の利用者のみ使用可能であり、パスワードにより利用者を確認する機能を有する。また、各利用者端末には、メモリ 203 がインストールされている。

また、上記計時機能モジュール 201 は携帯端末 101 を含むすべての利用者端末で同一のものを使用する。本計時機能モジュール 201 は各利用者端末に対して着脱式で、システム管理者によって認証と、本システムが採用する標準時間への時計合わせが行なわれて有効となり、特定の利用者だけに配布される。システム管理者は、例えば、商品取引市場にシステムが適用される場合、市場の監査組織が行なうべきもので、システム管理者は上記計時機能モジュール 201 を厳重に管理す

る。

上記計時機能モジュール 201 は、本システムにおいては P C カードとして実現される。

図 3 に上記計時機能モジュール 201 の機能ブロック図を示す。

5 301 は P C カードインターフェースロジック、302 は内部バス、303 はバックアップ電池、304 は暗号化およびコントロールロジック、305 はクロック、306 は認証データ格納用 E P R O M (E r a s a b l e P r o g r a m m a b l e R e a d O n l y M e m o r y) である。コントロールロジック 304 には時計合わせホスト認証ロジックが組み込まれており、クロック 305 と後述の本システムの標準時間との時計合わせ、および E P R O M 306 への利用者認証データ設定を行なう初期設定がなされて、本計時機能モジュール 201 は有効となる。

15 この時計合わせ及び利用者認証データ設定は、システム管理者により行われる。

また、上記端末用通信プログラム 202 は、利用者端末にこの計時機能モジュール 201 が装着されているかどうかを検出し、さらに計時機能モジュール 201 が装着されていて、利用者が正しいパスワードを入力したときのみデータあるいは情報の送受信が可能となり、利用者から
20 上記端末用通信プログラム 202 が使用可能となる。

当システムにおける共有データ管理者であるサーバ 110 の機能構成を図 4 に示す。当システムにおける共有データは、データベース D B の各テーブルのレコードのデータである。

LAN 401 に接続されて、サーバ 110 は各利用者端末から利用される。サーバ用計時機能モジュール 402 は、本システムの標準時間であり、各利用者端末の計時機能モジュール 201 の基準となるクロック
25

を保持している。各利用者端末の計時機能モジュール201は、このクロックと一致するように、システム管理者によって時計合わせがされる。

403は更新要求格納用ディスク、404は共有データ管理モジュール、405は共有データ格納用ディスクである。406はメモリである。

5 1100は、後述する利用者管理テーブルである。

図5に示すように、共有データ管理モジュール404は、利用者からの共有データ更新要求を受け付け、保存管理する更新要求管理部501、各種利用者へのデータ更新状況通知サービスを行なう利用者通知部502、更新要求受け付け期間の設定や共有データ更新のための調停を行なう更新規則管理部503、整理された（キューイングされた）更新要求データから共有データの更新を行なうデータ更新部504から構成される。

以下、本システムの動作を次の1から6の各機能に基づいて説明する。

1. 利用者端末における更新要求データ受け付け送信機能

15 2. 更新規則管理機能

3. 共有データ更新要求管理機能

4. データ更新機能

5. 価格予測機能

6. 更新内容利用者通知機能

20

1. 利用者端末における更新要求データ受け付け送信機能

まず、利用者端末での共有データ更新要求送信機能について説明する。ここでは、利用者が利用する通信メディアについては言及しないが、利用者端末から更新要求を発行し、更新要求管理部501に登録されるまでのメカニズムを通信再試行メカニズムを含めて説明する。

25

利用者端末はPCカードインターフェースを備えており、計時機能モ

ジュール 201 がシステムに組み入れられ、さらに利用者が正しいパスワードを入力したことを端末用通信プログラム 202 が確認すると、利用者端末における端末用通信プログラム 202 が利用可能となる。

5 すでに述べた通り、本実施形態では本システムを商品取引システムに応用した例を示しているが、利用者端末上の端末用通信プログラム 202 が用意する買い注文画面を図 6 (a) に示す。

601 は注文画面で、商品 ID (Identification)、買い数量、買値条件を各々対話式で設定する。図 6 の商品 ID は 2 月中旬収穫のオレンジを表わしている。

10 買い数量には、この数量丁度か、この数量以下か、この数量以上かを表わすオプション、「just」「max」「min」を付け、買値は上限値を設定する。図 6 (a) の例では、数量 200 個丁度の買い注文を表わしている。

15 商品 ID、買い数量及び買値条件を設定後、利用者は表示画面を確認の上、602 の送信ボタンを押下する。

また、上記オプション「max」「min」は複合使用が可能であり、たとえば以下のような表現も可能である。

100 < 買値 < 200

20 図 6 (b) は売り注文画面であり、603 の注文画面に、買い注文と同様に商品 ID を入力した後、売り数量を入力する。売りの場合には、数量にオプションは付けず、売値は下限値を入力する。

商品 ID、売り数量及び売値条件を設定後、利用者は表示画面を確認の上、604 の送信ボタンを押下する。

上記買値または売値が、本発明における第 1 の条件である。

25 利用者による送信ボタン 602 あるいは 604 の押下により、端末用通信プログラム 202 は利用できる通信メディアと、コンフィグレーション

ョンデータとして登録されているサーバアドレスにより、買い注文または売り注文、つまり、共有データ更新要求をサーバ110に送信する。

5 端末用通信プログラム202が、利用者からの買い注文または売り注文を受け付けた後のサーバ110への送信手順について、図7のフローチャートを参照して説明する。

なお端末用通信プログラム202は利用者の誤操作を未然に防ぐため買い注文、売り注文を別画面としているが、更新処理としては同一である。以下、買い注文として説明する。

10 最初の処理として、ステップ701でサーバアドレスを計時機能モジュール201から取得する。当システムにおいてはサーバアドレスはIP (Internet Protocol) アドレスにて表現されている。

15 ステップ702で利用者から与えられた買い注文データを計時機能モジュール201が受け付けるフォーマットに整理し、ステップ703で計時機能モジュール201に703でフォーマットされた買い注文データを入力する。計時機能モジュール201はこの入力により、図8に示すフォーマットの更新要求データ800を生成し、初期設定時に与えられた暗号鍵により、更新要求データ800を暗号化する。

20 この更新要求データ800は、利用者を特定する利用者ID801、計時機能により得た本発明におけるデータ更新要求発行時刻である発信時刻802、商品ジャンルを表わすテーブルID803、前記商品IDと同じ意味のレコードID804、数量データに対するオペレーション（買いなら減算、売りなら加算）805、数量（オペランド）806、オペレーション実行可否を決定する条件807、共有データ更新に伴う
25 清算トランザクションを行なうための利用者清算銀行口座808を含む。条件807は、オペレーション805が減算すなわち買い注文の場合は

自動的に買値の上限値を示し、オペレーション 805 が加算すなわち売り注文の場合なら自動的に売値の下限値を示す。

図 8 の更新要求データ 800 において、発信時刻は 1997 年 9 月 17 日 11 時 3 分 32 秒 12、テーブル ID は果物、レコード ID は 2 月中旬収穫のオレンジを意味し、数量 200 個丁度、買い値 350 以下の
5 買い注文である。

端末用通信プログラム 202 は暗号化された更新要求データ 800 を計時機能モジュール 210 から受けとる (ステップ 704)。端末用通信プログラム 202 は、ステップ 705 で暗号化された更新要求データ
10 800 をサーバに送信する。

サーバへの送信はこれまで説明してきた通り利用者端末が利用する通信メディアにより必ずしも成功するとは限らない。利用者端末は通信に成功するまで再試行を重ねる。再試行の場合でも、端末用通信プログラム 202 は更新要求データ 800 の発信時刻 802 を変化させず、当初
15 の送信時と同一の発信時刻 802 を用いて再送する。こうして必ずしも接続状態を保証できない端末を使用しても、利用者間で公平にデータ更新トランザクションを実行できるデータ更新方式及び方法を提供することが可能になる。当システムにおいては、通信プロトコルとして TCP (T r a n s a t i o n C o n t r o l P r o t o c o l) を利用
20 しているのでサーバへ送信されたか否かは確実に知ることができる。

暗号化された更新要求データ 800 はサーバの更新要求受け付け期間内に到達する限り有効であるので、通信に失敗する場合、利用者は利用者端末内に保存されている更新要求データ 800 を他の通信メディアを利用して送信することもできる。もちろん、利用者端末は更新要求データ 800 をメモリ 203 の中に保存することもできる。
25

サーバ 110 は、更新要求データを受信した場合、受理メッセージ

を利用者端末に送信する。利用者端末はステップ 706 でサーバ 110 からの受理メッセージを受け、サーバ 110 が更新要求を受け付けたかどうかを確認し（受け付け期間内でない場合に受理されない可能性がある）、利用者に通知する。

5

2. 更新規則管理機能

更新規則管理機能は更新規則管理部 503 が持ち、更新要求受け付け時間の管理、更新要求発行時刻の妥当性の管理、共有データ更新の制御を行なう。

10 本実施形態では商品取引きに応用されている例を示しているが、本機能が参照利用／管理するコンフィグレーションデータファイルに固定的に、有効更新要求発行期間として午前 9 時～午後 3 時、更新要求受け付け期間として午前 9 時～午後 9 時を設定している。

15 この有効更新要求発行期間は一般の市場の営業時間に相当するものと想定しており、この時間内に発行された買い注文、売り注文のみが有効とするものである。

20 また、有効更新要求発行期間内に発行された注文でも通信状況により遅延してサーバに到着することがあり、その遅延時間を考慮して、この更新要求受け付け期間内に到着した注文は、受け付けるとするものである。

データ更新処理は午後 9 時の受け付け終了をもって開始する設定となっている。

3. 共有データ更新要求管理機能

25 更新要求管理部 501 が持つ、利用者からの共有データ更新要求の受け手となる機能であり、利用者からの更新要求を受けて、更新要求キュー

ーを生成し管理する。本処理フローを図 9 を用いて説明する。

本処理は独立したコンテキストで動作しており、常に、利用者端末からの更新要求の着信をモニタしている。厳密には、着信コネクト要求によって新規のコンテキストが生成され、更新要求キューに一つあるグローバルロックを取得の上、ステップ 901 以下の処理を行なうが、ここ
5 ではフローをループ処理として表記してある。更新要求の着信が重なった時は処理がシリアルライズされるが、利用者間のトランザクションの公平性には影響しない。

ステップ 901 で、暗号化された更新要求データ 800 を受けとると、
10 この更新要求データを複合化し、図 8 に示した更新要求データ 800 を得る。

ステップ 902 で更新要求データ中の利用者 ID をチェックし、利用者 ID が不正ならば、ID 不正により更新要求登録がなされなかった旨を該利用者にステップ 906 で通知する。

15 続いてステップ 903 で更新規則管理部 503 に問い合わせ、更新要求データ 800 に付された発信時刻が有効更新要求発行期間内か否か、また着信時刻が更新要求受け付け期間内か否かを吟味して、いずれか一方でも所定期間内でなければ、ステップ 906 で同じく理由とともに更新要求登録が拒絶された旨を該利用者に通知する。

20 ステップ 903 で発信時刻、着信時刻とも所定期間内であったら、ステップ 904 では、図 8 の更新要求データ 800 に、更新要求キュー上へ登録するためのキューリンクポインタ 2 つと、該利用者への返信用に該利用者のアドレスを付加し、発信時刻の昇順（時刻の早い順）へ更新要求キューに挿入する。

25 図 14 にメモリ 406 に作られた更新要求キュー（以下、単にキューともいう）の構成例を示す。1401 は図 14 に例示する更新要求キュー

ーを管理するヘッダである。該ヘッダに3つのキューデータがキューイングされている。図8に示すフォーマットの更新要求データ800に加え、キュー上の前キューデータを示すキューリンクポインタ1403と後キューデータを示すポキューリンクポインタ1404、および利用者アドレス（ポートアドレス）1402を付加されたデータが各キューデータを構成している。各キューデータは固定長でありキューイングに十分なサイズのメモリ領域を固定的に使用する。この領域をメモリプールと呼ぶがメモリプールによりキューリンクポインタ操作によってメモリ領域の再利用が可能である。

さらに、該当する更新要求キューのメモリプールに対応する（記憶部の一例である）更新要求格納用ディスク403へのメモリプールの内容書き込みをステップ905で行なって、ステップ907で該更新要求がサーバ110に受理されて登録された旨を該利用者に通知する。

さらに、ステップ908で更新要求データ800の転送要求を予め登録をしている利用者に当更新要求を転送する。更新要求データ800の転送要求の登録については、以下の「6. 更新内容利用者通知機能」において説明する。

もし、何らかのシステム障害でシステムがダウンした場合、更新要求格納用ディスク403からメモリプールの内容の読出しを行なってメモリ406に更新要求キューを復旧する。

4. データ更新機能

本機能はデータ更新部504が持つ機能であり、更新規則による当機能の動作、更新要求データ800のデキュー、更新要求の吟味メカニズムについて主に説明する。

本システムにおいて、データ更新機能は市場営業日の午後9時に更新

規則管理機能により起動される。本実施例において結果的にデータ更新はバッチ的に処理されるがもちろんこれは本発明の制限するところではない。

本データ更新処理を図10のフローを用いて説明する。

- 5 すでに更新要求キューは各レコード毎に利用者の更新要求発行時刻に基づいて整理されているので、当更新処理はステップ1001で各レコードについて発行時刻の古い順に更新要求キューをアクセスして以下に述べるようにキューデータを処理し、処理したキューデータをデキュー（削除）していく。すべての更新要求キューのキューデータの処理を終了したところで本処理は終了となる。
- 10

- ステップ1002で、更新要求キューの買い注文と売り注文の照合を行う。更新要求キューの先頭にあるキューデータ（未処理のキューデータの中で更新要求発行時刻の最も古い注文）が買い注文であれば、売り注文のキューデータを昇順にサーチし、発見した売り注文に対し、ステップ1003で価格が合致するかどうかをチェックする。合致していれば（売り価格 \leq 買い価格であれば）、さらにステップ1004で、この売り注文の数量と買い注文の数量を比較し、売り注文の数量が買い注文の数量を満足する場合（売り注文の数量 \geq 買い注文の数量の場合）は、この取引は成立したものとし価格をデータベースに登録する。そして、成立した買い注文のキューデータと売り注文のキューデータをステップ1010でデキューする。この時、売り注文の数量の方が多く（売り注文の数量 $>$ 買い注文の数量）残数がある場合は、この残数（残数＝売り注文の数量－買い注文の数量）を新たにこの売り注文の数量と設定し直す。買い注文のキューデータはデキューする（ステップ1010）。
- 15
- 20
- 25 価格、あるいは、数量が合致しなかった場合、ステップ1002に戻り次の候補をサーチする。ただし、数量が満足されなかった場合は、続け

て売り注文のキューデータを読み出して、価格および数量が満足される売り注文を検索し、条件の合う売り注文がなかった場合は、この買い注文は不成立となる。この不成立となった買い注文のキューデータはデキューされる（ステップ1009）。以上の場合、買い注文が本発明における主注文、売り注文が対応注文となる。

更新要求キューの先頭にあるキューデータが売り注文の場合はキュー上の買い注文を対象に同様の処理を行う。この場合は、売り注文が本発明における主注文、買い注文が対応注文となる。

サーチして最後まで、売買が成立しなかった売り注文または買い注文と、売り注文の中で残数があるものが残注文として更新要求キューからのデキュー時に抽出される。以上のように、注文が成立してもしなくても、先頭のキューデータを更新要求キューから削除（デキュー）する。このキューデータの削除はヘッダのポインタのつけかえにより行われる。こうしてキューデータが順に先頭にくりあげられ処理される。

15 売買が成立した場合、すなわち、更新条件が合致したならばステップ1005で更新要求データ中に設定されたオペレーション805（買いなら減算、売りなら加算）とオペランド806（当システムにおいては商品数量）で、共有データを更新する。つまり、当システムが利用するデータベース中の当該レコードのデータを更新する。また、商品売買に伴う清算を更新要求データ800内に設定された清算用銀行口座808にて行なう。

共有データの更新が終了したならば、利用者通知部502を通して、該更新を発行した利用者に売買が成立し、該共有データ更新が終了したことをステップ1006で通知する。

25 この利用者への通知は夜間であるため、利用者端末が起動されていないことがあるが、利用者端末に受信されなかった通知は、次回利用者端

末が起動された際に再度送信される。

また、利用者端末側からも、端末用通信プログラム 202 を利用して、自分が送信した更新要求の結果を問い合わせることが可能である。

さらに、ステップ 1007 で共有データの更新通知要求を予め登録を
5 しているユーザに、更新したレコードの更新前レコードと更新後レコードの差分データを送信する。この共有データの更新通知の登録については、以下の「6. 更新内容利用者通知機能」において説明する。

もし、条件に合致しない場合、すなわち残注文となった場合は、ステップ 1008 で該更新要求を発行した利用者に共有データの更新が行な
10 われなかったことを通知する。当通知は更新要求キューに登録されているポートアドレスに通知する。

5. 価格予測機能

本機能は、データ更新機能と同じくデータ更新部 504 が持つ機能
15 である。

上記データ更新機能は、更新要求受け付け期間終了（本実施形態では午後 9 時）以後、売り注文と買い注文のキューデータを照合して売買価格を最終決定するものであるが、本価格予測機能は、有効更新要求発行
20 期間（本実施形態では午前 9 時～3 時）内に受信した買い注文と売り注文を格納したキューデータを、この有効更新要求発行期間内の一定時間ごと（例えば 10 分毎）に照合し、その時点で成立する売買の価格を、価格の予測値とするものである。この時間帯には、すでに発信されていてもまだ受信されていない注文がある可能性があり、データ更新機能が
25 起動してから正式に決定される価格とは異なる場合があるため、誤差を許容する予測値として取り扱う。

この一定時間内に複数の売買が成立した場合には、その最高値と最低

値を予測値とする。また、平均値を予測値としてもよい。

6. 更新内容利用者通知機能

本機能は利用者通知部 502 が持つ機能である。

- 5 本システムは、計時機能モジュール 201 によるサーバ 110 への利用者登録の際、サーバ 110 の管理データとして利用者 ID を登録するが、この時、サーバ 110 には利用者の権限も登録される。この権限は本商品取り引き市場での実績に応じて与えられ、権限に応じて利用者は、下記のデータ提供サービスを利用できる。権限は権限 1 から権限 3 の 3
10 段階で与えられるので、各段階の権限について説明する。

1) 権限 1 : 共有データ更新時に通知を受けることができる。

- 共有データの更新が終了したデータの最新情報を得ることができる。
当システムにおいて具体的には午後 9 時以降、決裁された商品取り引きデータを更新通知により逐次参照することができる。この権限 1 は、上
15 記「4. データ更新機能」で述べた共有データの更新通知を受けることができる権限である。

2) 権限 2 : 共有データ更新前にサーバが管理する共有データ更新要求の内容を受けとることができる。

- 午前 9 時の市場開始時から、更新要求受け付け終了までの到着した更新
20 要求データの内容を逐次受けとることができ、最新の市場動向を知ることができる。また、決裁前の更新要求データをもとにした市場動向の予測値を得ることもできる。この権限 2 は、上記「3. 共有データ更新要求管理機能」で述べた更新要求データの転送を受けることができる権限である。

- 25 3) 権限 3 : 過去の共有データ更新履歴を得ることができる。

過去に渡り共有データの更新履歴を得ることができる。

ただし、上記権限 2 は権限 1 を包含し、権限 3 は権限 1、権限 2 を包含する。利用者の権限は 1、2、3 のいずれかで登録され、データ参照サービスへの登録要求が利用者からあった時は権限をチェックしてデータ参照サービスへの登録処理がなされる。

- 5 以下、上記データ参照サービスの配信処理の説明を行うが、これに先立ち、データ参照サービスの利用者登録について説明する。

図 1 1 に示すのは登録された内容を管理するシステムの利用者管理テーブル 1 1 0 0 であり、更新要求格納用ディスク 4 0 3 に保存されている。1 1 0 1 には利用者 ID が格納され、1 1 0 2 には前述した利用者
10 権限が登録されている。1 1 0 3 以降には当利用者が発行した共有データ更新要求履歴が登録されている。

本実施形態におけるシステムの共有データアクセスは、更新についてはサーバ 1 1 0 に依頼することによって行なわれているが、読出しについては各利用者が直接データベースにアクセスすることにより行なわれている。従って、アクセス履歴として共有データ更新要求発行のみに着
15 目しているが、これは、本発明の制限するところではない。

図 1 2 に更新内容通知サービスへの利用者登録処理フローを示す。

図 1 2 に示す利用者登録処理フローは権限 1 に対応する共有データ更新時の通知サービスと、権限 2 に対応する更新要求データの逐次報告サービスにおいて利用される。
20

ステップ 1 2 0 1 で利用者から通知サービスへの登録要求を受けとると、ステップ 1 2 0 2 で当該利用者の権限をチェックし、通知サービスを受ける権限があれば図 1 5 に示す権限に応じた通知サービス登録テーブル 1 5 0 1、1 5 0 2 にエントリ 1 5 0 3、1 5 0 4 を追加し、通知
25 サービスが登録されたことを当該利用者に通知する。通知サービス登録テーブル 1 5 0 1、1 5 0 2 には利用者管理テーブル 1 1 0 0 への利用

者ポインタであるエントリ 1 5 0 3 とデータアクセス履歴による通知制限情報であるエントリ 1 5 0 4 が格納される。もし、利用者の権限が該通知サービスにそぐわなければステップ 1 2 0 4 で該利用者に通知サービス登録テーブルに登録されなかった旨を報告する。

5 共有データの更新が発生したとき、共有データの更新通知要求を予め登録した利用者（権限 1 の利用者）に対して、データ更新部 5 0 4 が更新通知を行なうことはすでに説明した。ここでは、データアクセス履歴による制限によりステップ 1 0 0 5 の共有データ更新処理がどのように動作するかを説明する。

10 通知サービス登録テーブル 1 5 0 1, 1 5, 0 2 中のエントリ 1 5 0 4 には無制限であれば 0 が、一度アクセスした実績のあるレコードに限るのであれば - 1 が、最後のアクセスから一定期間にかぎるのであれば、当該期間が一時間単位で登録されている。エントリとして 0 が登録されている時は、無条件で差分データの送信を行なう（利用者の希望により更新があった通知だけ行なわれるよう選択もできる）。- 1 が登録されている場合は、利用者管理テーブル 1 1 0 0 への利用者ポインタから利用者管理テーブル 1 1 0 0 をアクセスし、当該利用者が過去に当該レコードにアクセスしたことがあるかどうかを共有データ更新履歴 1 1 0 3 ~ 1 1 0 5 を参照し、参照したことがあれば差分データを送信する。参照有効期間が登録されていれば、履歴情報の当該レコードの最後のアクセス時刻（更新要求発行時刻）を参照し、当該レコードのアクセス履歴があり、最後のアクセス時刻が有効期間内であれば差分データを送信する。

20 サーバ 1 1 0 が更新要求を受け付けた場合、共有データの更新要求データ 8 0 0 の転送登録がなされている利用者（権限 2 の利用者）に対して、更新要求データ 8 0 0 の転送を行なうことはすでに述べた。9 0 8

における通知制限も、前述した1005における処理と同様の処理が行なわれる。

5 本システムにおいて利用者は、権限3を有していれば、共有データの更新履歴と共有データ更新前の更新要求データ800との通知を要求できる。本システムは、共有データ更新履歴問い合わせ用のポートと更新要求データ問い合わせ用ポートとを備えている。本システムにおいて共有データの更新履歴はデータベースのログ機能をもって実現されており、

10 テーブル、レコード、期間を指定して、利用者がサーバの共有データ更新履歴問い合わせ用のポートにデータ要求を出すと、サーバは利用者の権限チェックの上、データベースに問い合わせを行ない、当該レコードの利用者からの履歴を要求する期間の更新履歴を利用者へ返送する。

共有データ更新前の更新要求データ800を利用者はテーブル指定、レコード指定、アクセス実績のあるレコードのみ指定、あるいは、最後のアクセスから一定期間内にあるレコードのみ指定して、あるいは、これら条件を組合せ、要求することができる。

15

サーバ110は利用者から上記要求を更新要求データ問い合わせ用ポートに受けると、ユーザ権限を確認の上、キューに保持管理する更新要求データを要求受付の古い順にサーチし条件に合うもののリストを作成して利用者へ返送する。サーバ110は更新要求データ800を受けると更新要求キューの排他制御用ロックを取得して更新要求データ800を更新要求キューに挿入するが、サーチ処理は更新要求キューの排他制御用ロックを適宜解放しながら実行する。

20

さて、本システムは共有データと予測値のモニタ機能を備えている。モニタ機能は、共有データそのものとサーバ110が更新要求から算出する予測値とをモニタリングする。たとえば、利用者があるレコード、つまり、銘柄に対し、残数量、取り引き値をモニタすることができる。

25

本システムは、共有データのモニタ要求を受信するモニタ登録ポートと予測値のモニタ要求を受信するモニタ登録ポートを備えている。利用者は本サーバの共有データと、更新要求からの予測値とのいずれかのモニタ登録ポートにテーブル、レコード、モニタ条件を指定してモニタ要求をサーバへ送信する。利用者の権限をチェックの上（共有データのモニタはすべての利用者が利用可能であるが、予測値のモニタには2以上の権限が必要である）、サーバは図13に示すモニタキュー1300にモニタ要求の登録を行なう。モニタキュー1300はレコード単位に管理され、各レコードはレコード名（図13においては、“ORG2-E”）をハッシュキーとするハッシュエントリになっている。1301のヘッダはハッシュキーであり、モニタサービス登録テーブル1321～1323からなるハッシュリンク1399に接続されている。図13には、1つのキューしか図示していないが、モニタキュー1300へのモニタ要求の登録は共有データのモニタ要求と予測値のモニタ要求の2つのキューがある。

図10に示した共有データ更新処理の1007では、利用者へのデータ更新通知処理1006の後、該レコードの共有データのモニタサービス登録テーブル1321～1323中のモニタ条件をサーチし、現変更により条件を満たしたユーザにその旨を通知する。図13の例で、モニタキューの一番目のモニタサービス登録テーブル1321の利用者は1303の取り引き値と1304の数量の二つの条件を設定しているがいずれか一つの条件が成立すると通知が行なわれる。

なお、上記実施形態では、買い注文と売り注文は商品取り引きにおける注文であったが、商品の売買における注文のみでなく、例えばスーパーマーケットにおける在庫管理等でもよい。この場合は在庫補給要求が買い注文、在庫補給が売り注文に相当し、本発明における買い注文と売

り注文とは、あるシステムに対する需要と供給に相当するものであれば他の形態でもよい。

また、上記実施形態では、有効更新要求発行期間として午前9時～午後3時、更新要求受け付け期間として午前9時～午後9時を設定しているが、それぞれ他の時間帯でもよく、さらに数分単位あるいは数日単位の設定でもよい。

また更新要求受け付け期間と有効更新要求発行期間が一致する形でも運用可能である。

また、上記各モジュール、各部は、ソフトウェアで実現されても良いし、ハードウェアで実現されても良いし、ソフトウェアとハードウェアの組み合わせで実現されても良い。

産業上の利用可能性

以上のように、本発明に係るデータ更新方式及びデータ更新方法は、データ更新要求発行時刻に基づいて上記共有データの更新を行うようにしたので、利用者端末とサーバとの通信接続状態に依存しない公平なデータ更新を実行することができる。

また、この要求受け付け期間の設定法により、あるいは、有効更新要求発行期間の設定法により、システムの柔軟な運用が可能になる。

また、利用者端末はデータ更新条件の設定法により、システムを柔軟に利用することが可能になる。

また、共有データ更新要求に応じて共有データ更新予測値を決定するようにしたので、利用者端末は自らの共有データ更新要求に対する評価が効率的にくだせる。

また、権限により各利用者端末に送信する情報を選択するようにしたので、サーバは効率的に情報を送信できる。

また、サーバは、一定以上の強度の権限を持つ利用者端末のみに共有データの更新履歴や各利用者端末からのデータ更新要求の内容を送信するようにしたので、サーバはシステムの負荷や、利用者のニーズにあわせて、効率的に情報を送信できる。

- 5 また、サーバは、共有データを更新した時に利用者端末に通知するようにしたので、利用者は効率的に判断をくだせる。

また、上記通知の内容には少なくとも共有データの更新前後の差の情報を含むようにしたので、利用者は共有データの再現を容易に行なうことができる。

- 10 また、サーバが通知を行う利用者端末は、共有データの更新前に該共有データにアクセスしたことがある利用者端末のみであるようにしたので、システムの負荷や、利用者のニーズにあわせた運用が可能になる。

- また、サーバが通知を行う利用者端末は、共有データの更新前の一定期間内に該共有データにアクセスしたことがある利用者端末のみである
15 ようにしたので、システムの負荷や、利用者のニーズにあわせた運用が可能になる。

- また、サーバは、利用者端末から情報送信要求があった場合、該利用者端末の共有データへのアクセス履歴を吟味し、該利用者端末が該要求の前に該共有データにアクセスしたことがある場合のみ、該情報送信要
20 求に応答するようにしたので、システムの負荷や、利用者のニーズにあわせた運用が可能になる。

また、サーバは、利用者端末が上記要求前の一定期間内に上記共有データにアクセスしたことがある場合のみ、応答するようにしたので、システムの負荷や、利用者のニーズにあわせた運用が可能になる。

- 25 また、情報送信要求は、サーバにすでに到着している共有データ更新処理前のデータ更新要求の内容に対する送信要求であるようにしたので、

利用者のニーズにあわせた運用が可能になる。

また、利用者端末が共有データの更新に対して条件を登録し、サーバのデータ更新により該利用者端末が設定した条件が満たされた時に該共有データ管理者が該利用者端末に通知するようにしたので、利用者は共有データの更新を監視することができる。

また、利用者端末が共有データの更新に対して条件を登録し、サーバは、上記の利用者端末または他の利用者端末からのデータ更新要求による共有データ更新予測値が利用者端末が設定した条件を満たした時に利用者端末に通知するようにしたので、利用者は共有データの予測値を知ることができる。

また、上記計時機能は、上記システム管理者のみが解読可能な暗号化処置が施されているので、時系列データ更新を行なう上での不正を防止する。

また、上記計時機能に利用者認証機能を付加したので、利用者を特定し、不正を防止する。

また、サーバは、利用者端末からの共有データ更新要求をメモリに記憶するようにしたので、管理者システムに障害が発生した場合でも、受理したデータ更新を正しく共有データに管理者システム復旧後に反映することができる。

また、共通データ更新要求は、第1の条件と数量の条件を含む売り注文または買い注文であり、共有データ更新要求キューにデータ更新要求発行時刻を昇順として保持されており、注文が買い注文の場合、この買い注文に対し昇順にまず第1の条件が合う売り注文を検索し、第1の条件が合えば、次いで数量の条件が合うかどうかを検索するようにし、逆に、注文が売り注文の場合、この売り注文に対し昇順にまず第1の条件が合う買い注文を検索し、第1の条件が合えば、次いで数量の条件が合

うかどうかを検索するようにしたので、効率的に条件が合う買い注文と
売り注文を検索することができる。

請求の範囲

1. 複数の利用者端末と、利用者間の共有データを管理するサーバとを備え、

5 上記複数の利用者端末と上記サーバは上記利用者端末と上記サーバとの間で相互に同期が取られた時刻を計時する計時機能モジュールをそれぞれ保持し、

10 上記利用者端末は、上記共有データの更新要求時、上記計時機能モジュールより獲得した時刻をデータ更新要求発行時刻として共有データ更新要求に付して上記サーバに送信し、共有データ更新要求が上記サーバに受信されるまで、上記データ更新要求発行時刻を当初の送信時と同一としたまま繰り返し送信する更新要求送信処理部を有し、

15 上記サーバは、上記利用者端末から受信した共有データ更新要求に付されたデータ更新要求発行時刻に基づき、上記共有データの更新順序を決定する共有データ管理モジュールを有することを特徴とするデータ更新方式。

2. 共有データ管理モジュールは、

更新要求受け付け期間を設定する更新規則管理部と、

20 上記更新要求受け付け期間に受信した共有データ更新要求を受け付ける更新要求管理部とを備えたことを特徴とする請求項 1 に記載のデータ更新方式。

3. 更新規則管理部は、さらに、上記更新要求受け付け期間に含まれる有効更新要求発行期間を設定し、

25 更新要求管理部は、受信した共有データ更新要求のデータ更新要求発行時刻が該有効更新要求発行期間内にある共有データ更新要求を受け付けることを特徴とする請求項 2 に記載のデータ更新方式。

4. 更新要求送信処理部は、データ更新条件を含む共有データ更新要求をサーバに送信し、

共有データ管理モジュールは、上記更新要求受け付け期間の終了後、上記共有データ更新要求に含まれたデータ更新条件をデータ更新要求発行時刻の順に吟味し、上記データ更新条件が満足される時、上記共有データ更新要求に応じて共有データ更新値を決定し、上記共有データを該共有データ更新値に更新するデータ更新部を備えたことを特徴とする請求項 3 に記載のデータ更新方式。

5. データ更新部は、上記有効更新要求発行期間内に、すでに受信した共有データ更新要求に含まれるデータ更新条件をデータ更新要求発行時刻の順に吟味し、上記データ更新条件が満足される場合は、上記共有データ更新要求に基づく共有データ更新予測値を決定することを特徴とする請求項 4 に記載のデータ更新方式。

6. 共有データ管理モジュールは、利用者端末に対して所定段階に強度が分類された権限の内の 1 つの権限を付与し、該権限により各利用者端末に送信する情報を選択する利用者通知部を有することを特徴とする請求項 1 に記載のデータ更新方式。

7. 利用者通知部は、一定以上の強度の権限を持つ利用者端末のみに共有データの更新履歴を送信することを特徴とする請求項 6 に記載のデータ更新方式。

8. 利用者通知部は、一定以上の強度の権限を持つ利用者端末のみに、各利用者端末からのデータ更新要求の内容を送信することを特徴とする請求項 6 に記載のデータ更新方式。

9. 共有データ管理モジュールは、共有データを更新した時に利用者端末に通知する利用者通知部を有することを特徴とする請求項 1 に記載のデータ更新方式。

10. 利用者通知部は、上記通知の内容に、少なくとも共有データの更新前後の差の情報を含むことを特徴とする請求項9に記載のデータ更新方式。

5 11. 利用者通知部は、共有データの更新前に該共有データにアクセスしたことのがある利用者端末に対して通知をすることを特徴とする請求項9に記載のデータ更新方式。

12. 利用者通知部は、共有データの更新前の一定期間内に該共有データにアクセスしたことのがある利用者端末に対して通知することを特徴とする請求項9に記載のデータ更新方式。

10 13. 利用者端末は、サーバに対して情報送信要求を送信し、

共有データ管理モジュールは、利用者端末から情報送信要求を受信し、該利用者端末の共有データへのアクセス履歴を吟味し、該利用者端末が情報送信要求の受信前に該共有データにアクセスしたことがある場合、
15 該情報送信要求に応答する利用者通知部を有することを特徴とする請求項1に記載のデータ更新方式。

14. 利用者通知部は、利用者端末が上記情報送信要求の受信前の一定期間内に上記共有データにアクセスしたことがある場合、情報送信要求に応答することを特徴とする請求項13に記載のデータ更新方式。
20

15. 利用者端末からの情報送信要求は、サーバにすでに到着している共有データ更新処理前のデータ更新要求の内容に対する送信要求であることを特徴とする請求項13に記載のデータ更新方式。

25 16. 利用者端末は、共有データの更新を監視する条件を送信し、

共有データ管理モジュールは、送信された条件を登録し、共有データ

更新により条件が満たされた時に該利用者端末に共有データ更新を通知する利用者通知部を有することを特徴とする請求項 1 に記載のデータ更新方式。

5 17. 利用者端末は共有データの更新を監視する条件を送信し、共有データ管理モジュールは、送信された条件を登録し、上記共有データ更新予測値が条件を満たす時に利用者端末に共有データ更新予測値が条件を満たすことを通知する利用者通知部を有することを特徴とする請求項 5 に記載のデータ更新方式。

10 18. 上記計時機能モジュールは、暗号化処理部を備えたことを特徴とする請求項 1 に記載のデータ更新方式。

19. 上記計時機能モジュールは、利用者端末の認証機能を備えたことを特徴とする請求項 1 に記載のデータ更新方式。

15 20. サーバは、共有データ管理モジュールが受信した各利用者端末からの共有データ更新要求をデータ更新要求発行時刻の順にならべた共有データ更新要求キューを記憶する記憶部を有することを特徴とする請求項 1 に記載のデータ更新方式。

21. 複数の利用者端末と、利用者間の共有データを管理するサーバとを備え、

20 上記複数の利用者端末と上記サーバとが、時刻を計時する計時機能モジュールをそれぞれ保持している計算機システムのデータ更新方法において、

上記複数の利用者端末の計時機能モジュールと上記サーバの計時機能モジュールとの間で相互に同期を取る工程と、

25 上記利用者端末により、上記共有データの更新要求時、上記計時機能モジュールより獲得した時刻をデータ更新要求発行時刻として共有データ更新要求に付して上記サーバに送信し、共有データ更新要求が上記サ

サーバに受信されるまで、上記データ更新要求発行時刻を当初の送信時と同一としたまま繰り返し送信する工程と、

- 上記サーバにより、上記利用者端末から共有データ更新要求を受信し、受信した共有データ更新要求に付されたデータ更新要求発行時刻に基づき、上記共有データの更新順序を決定する工程を備えたことを特徴とするデータ更新方法。

22. 共有データ更新要求は、第1の条件と数量の条件を含む売り注文または買い注文であり、データ更新要求発行時刻が昇順となるように共有データ更新要求キューの形式でサーバの記憶部に保持され、下記ステップを有することを特徴とする請求項21に記載のデータ更新方法。

a) サーバの記憶部に記憶された共有データ更新要求キューの状態により、下記(a1)～(a3)のいずれかのステップを実行するチェックステップ;

- a1) サーバの記憶部に記憶された共有データ更新要求キューに注文が保持されていない場合、処理を終了するステップ;

a2) サーバ記憶部に記憶された共有データ更新要求キューの先頭の注文が買い注文の場合、この買い注文を主注文とし、売り注文を対応注文として下記(b)第1条件比較ステップに進むステップ;

- a3) サーバ記憶部に記憶された共有データ更新要求キューの先頭の注文が売り注文の場合、この売り注文を主注文とし、買い注文を対応注文として下記(b)第1条件比較ステップに進むステップ;

- b) サーバ記憶部に記憶された共有データ更新要求キューから対応注文を昇順に読出し、上記主注文と第1の条件が一致する対応注文があるか否かにより次のいずれかのステップを実行する第1条件比較ステップ;

b1) 第1の条件が一致する対応注文がない場合、この主注文を不成

立注文として上記共有データ更新要求キューから削除し、上記（a）チェックステップに戻るステップ；

- b 2) 第1の条件が一致する対応注文がある場合、主注文と対応注文である買い注文と売り注文の数量を比較し、その結果により下記いずれかのステップを実行するステップ；
- 5

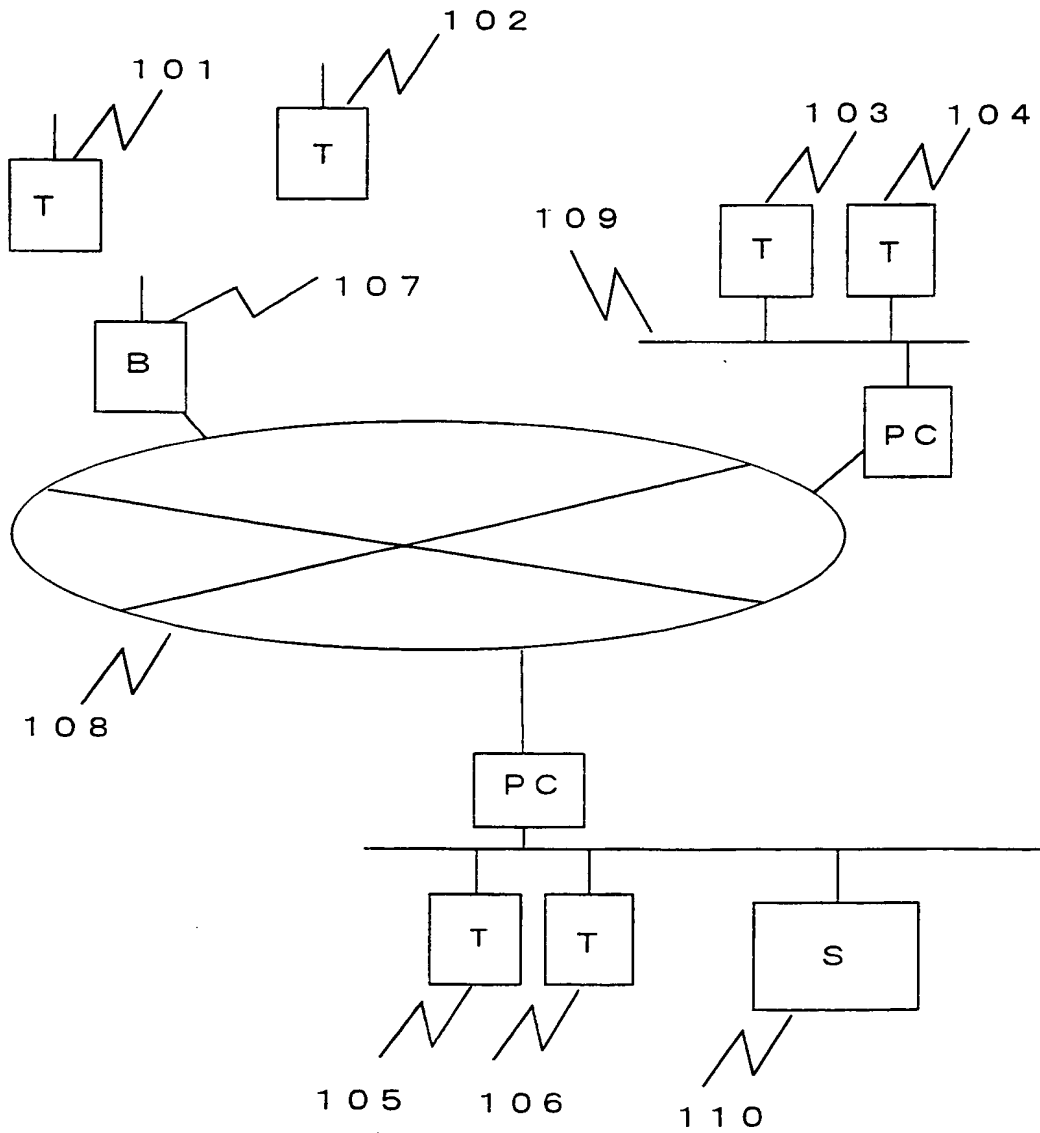
b 2 1) 買い注文の数量が売り注文の数量を超えている場合、この買い注文とこの売り注文は不成立とし、共有データ更新要求キュー内の該対応注文の次の対応注文から読出しを再開し、上記第1条件比較ステップに戻るステップ；

- 10 b 2 2) 買い注文の数量が売り注文の数量と等しい場合、この買い注文と売り注文は成立とし、この買い注文と売り注文をそれぞれ共有データ更新要求キューから削除し、上記（a）チェックステップに戻るステップ；

- 15 b 2 3) 売り注文の数量が買い注文の数量を越える場合、この買い注文と売り注文は成立とし、この買い注文は共有データ更新要求キューから削除し、この売り注文の数量をこの買い注文の数量を超えた数量に置き換えて、売り注文のキューデータを更新して記憶し、上記（a）チェックステップに戻るステップ。

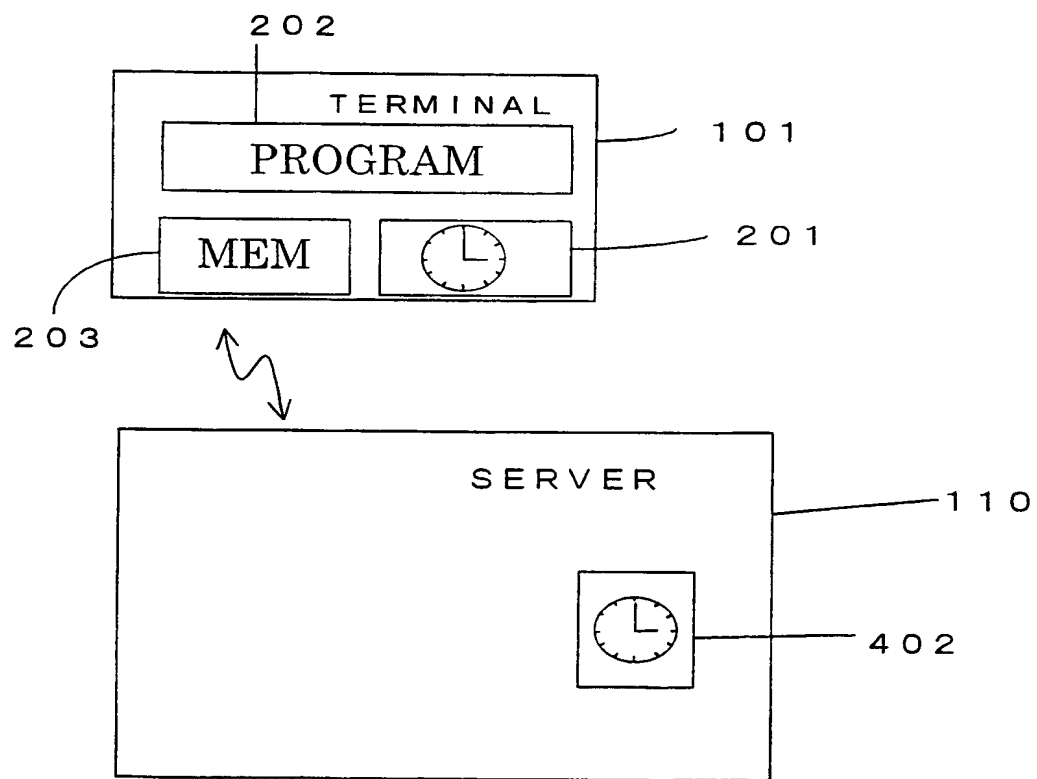
1 / 15

図 1



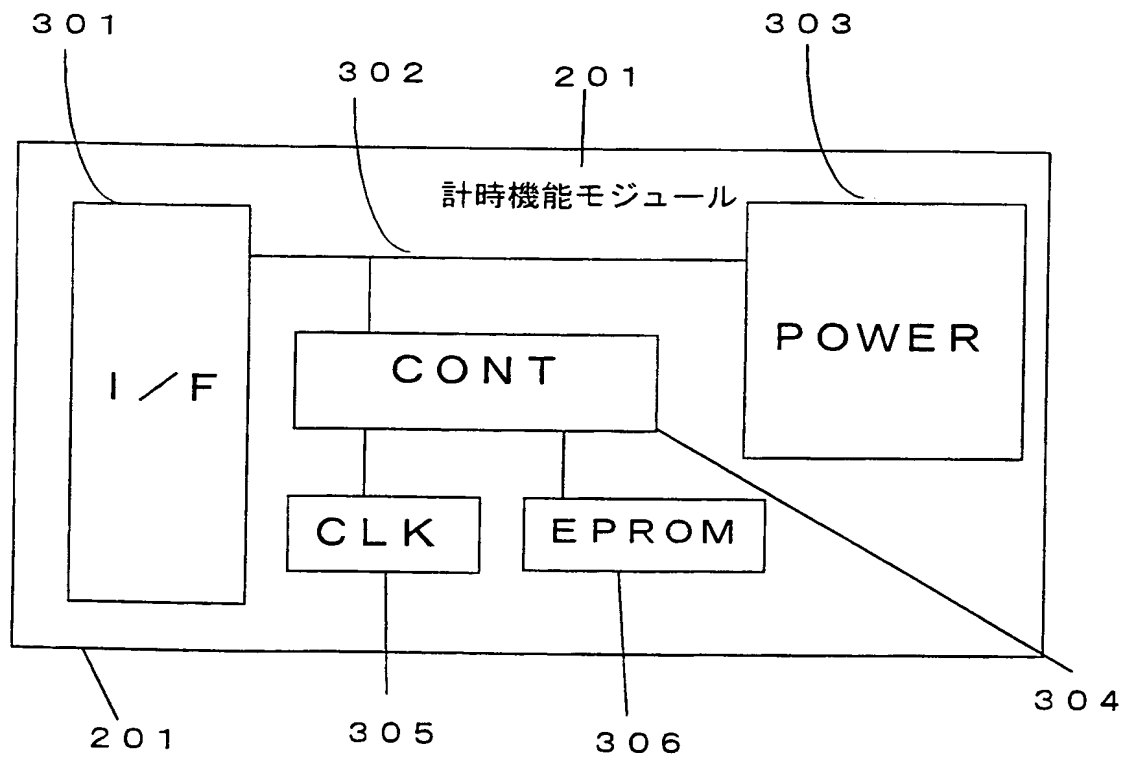
2 / 1 5

図 2



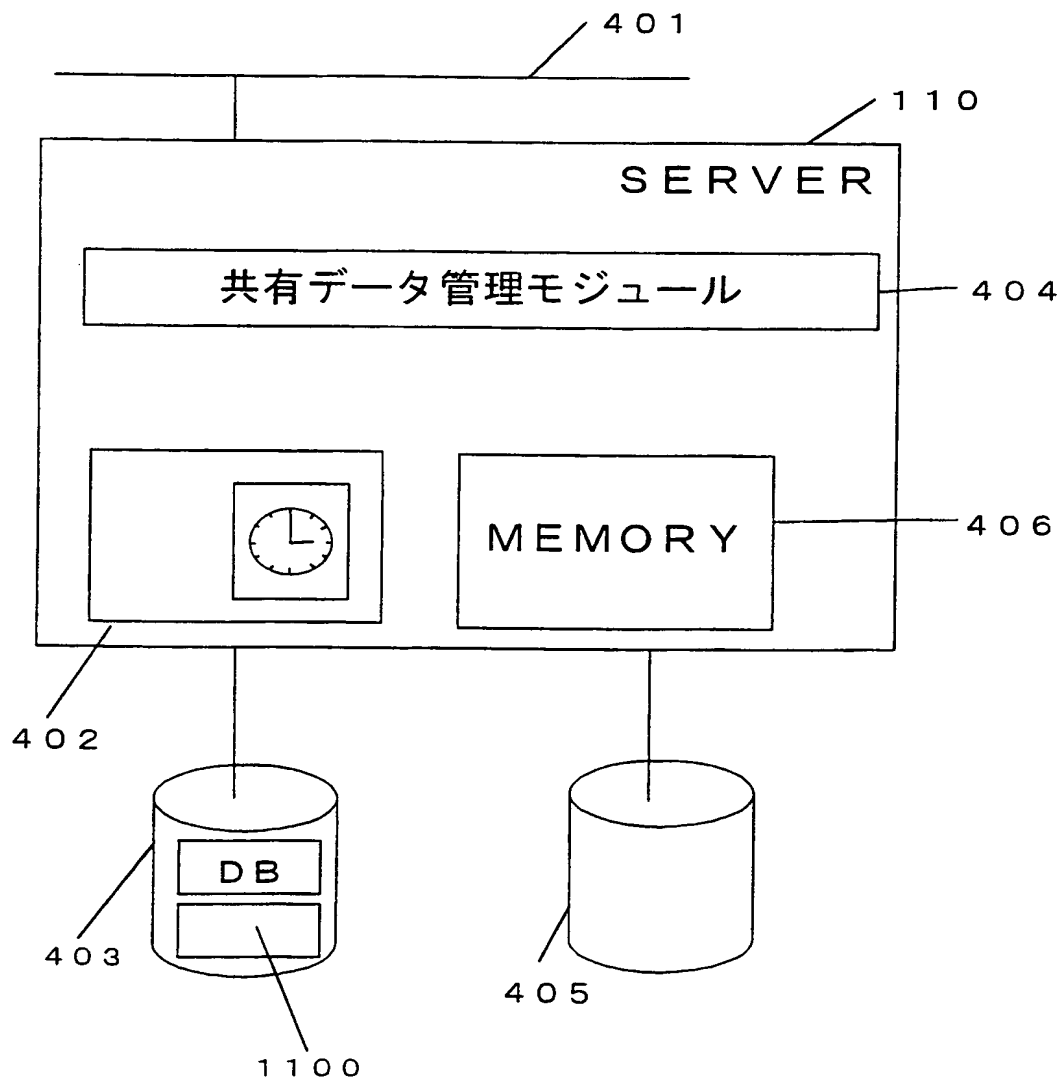
3 / 1 5

図 3



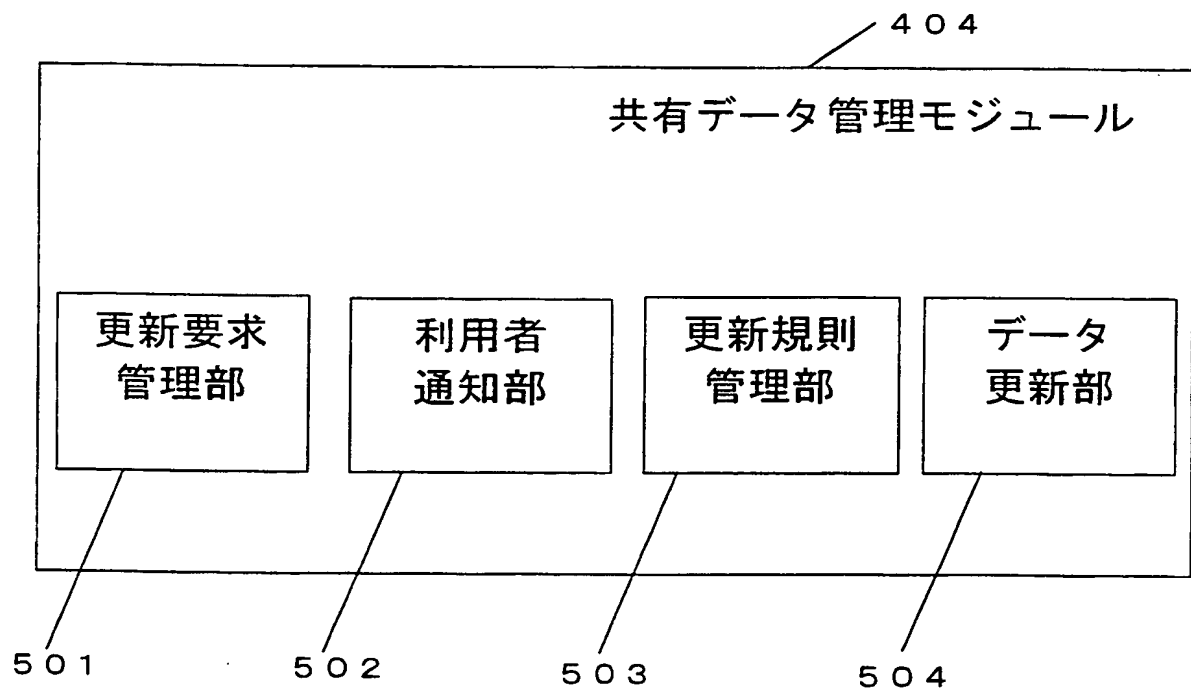
4 / 1 5

図 4



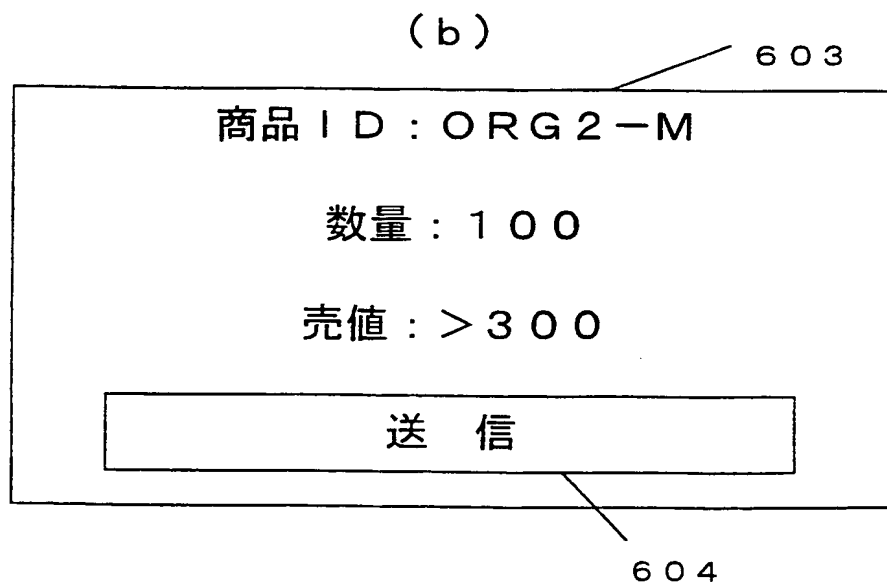
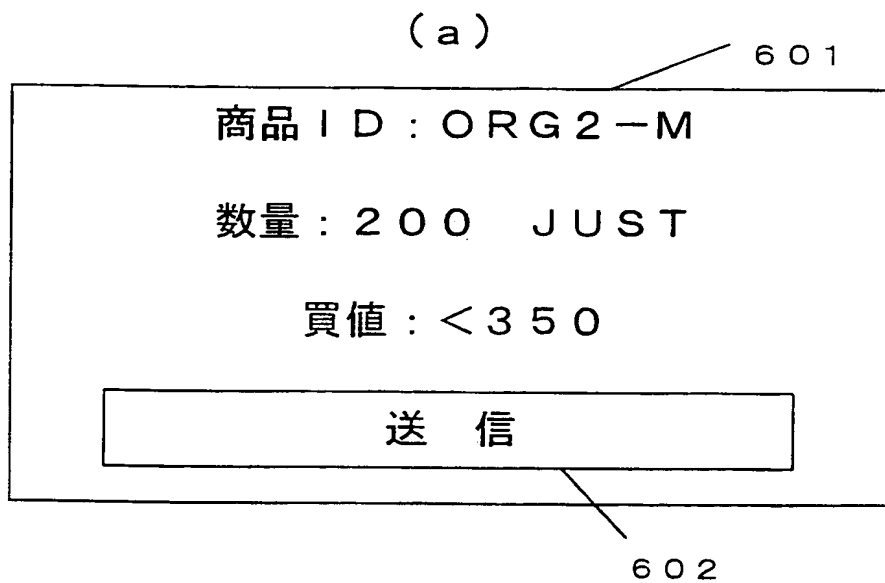
5 / 1 5

図 5



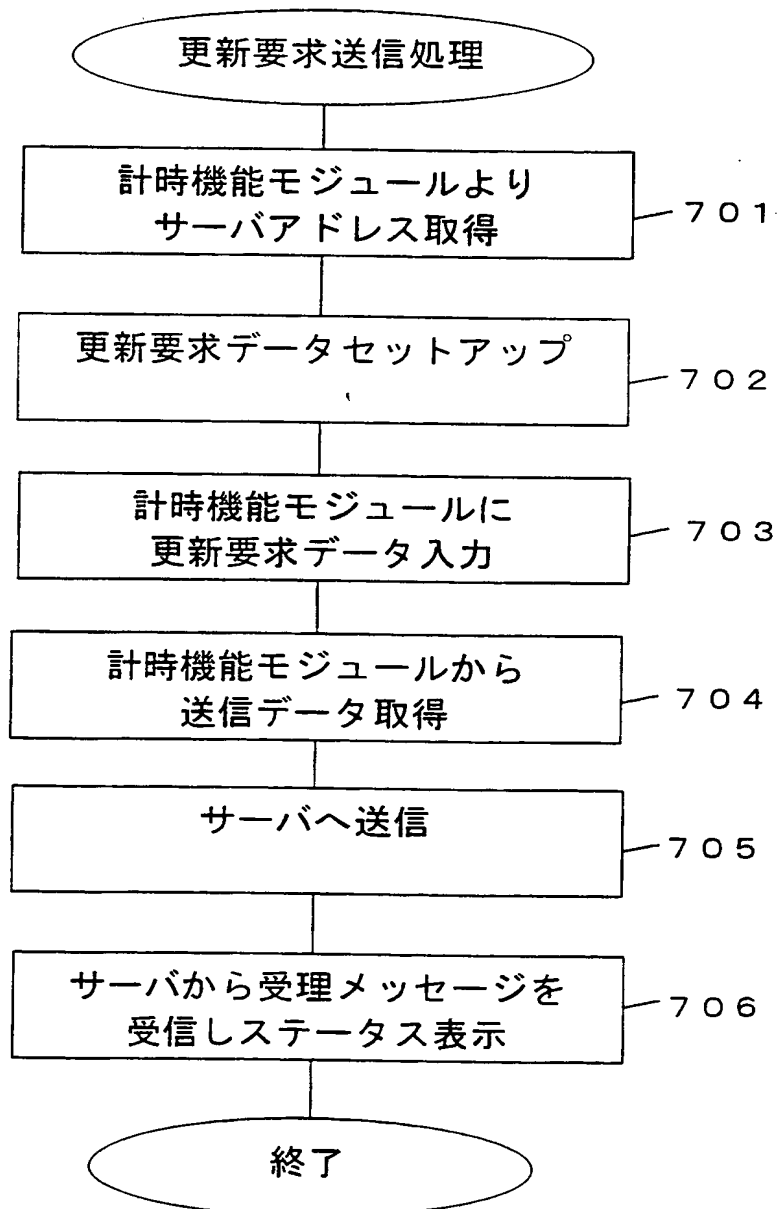
6 / 15

図6



7 / 15

図 7



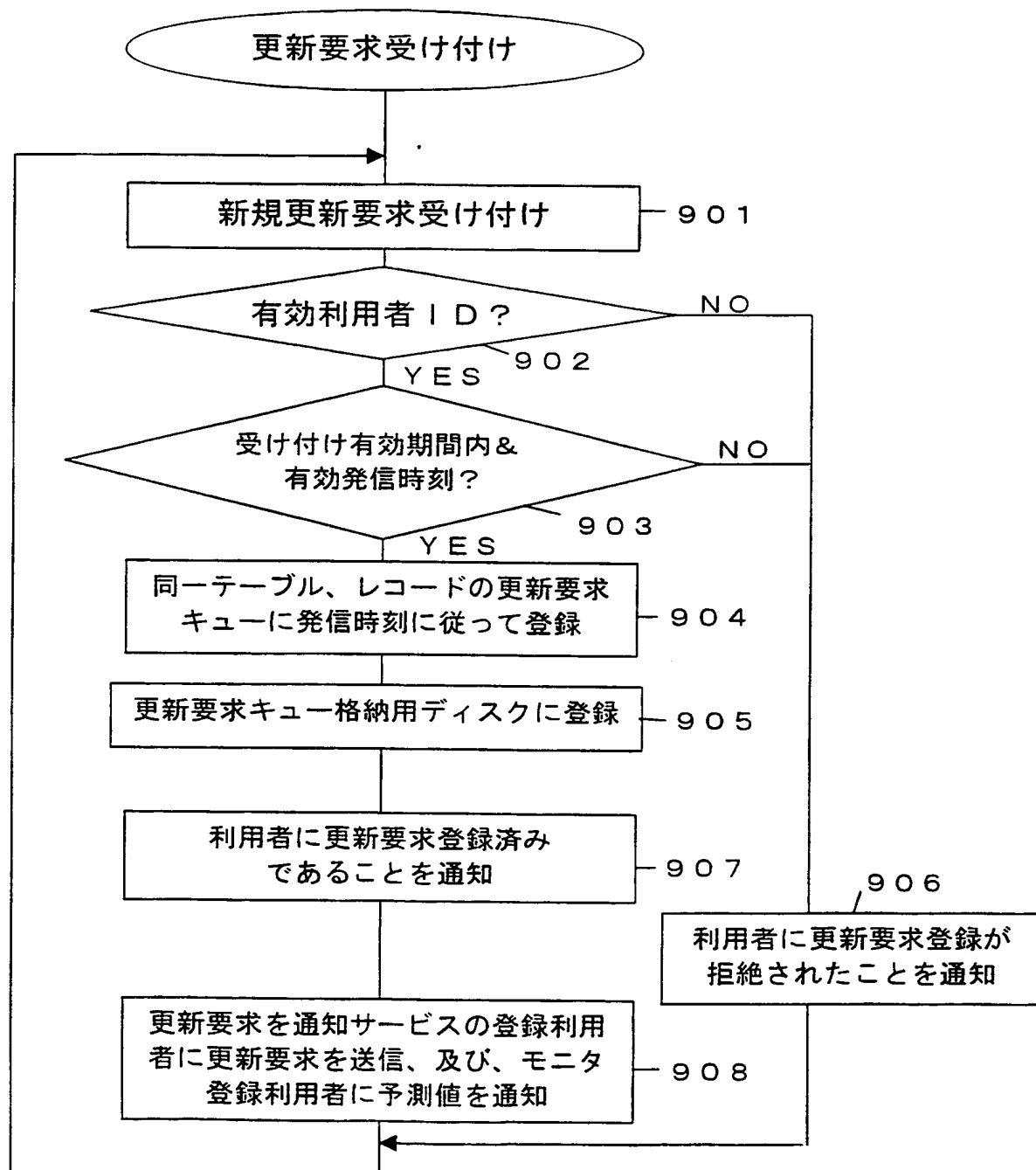
8 / 15

図 8

利用者ID : 970201A ; 鈴木太郎	800 801
発信時刻 : 97091711033212	802
テーブルID : FRT	803
レコードID : ORG2-M	804
オペレーション : 減算	805
数量 : 200 JUST	806
条件 : <350	807
清算銀行 : ○○銀行 渋谷支店66282	808

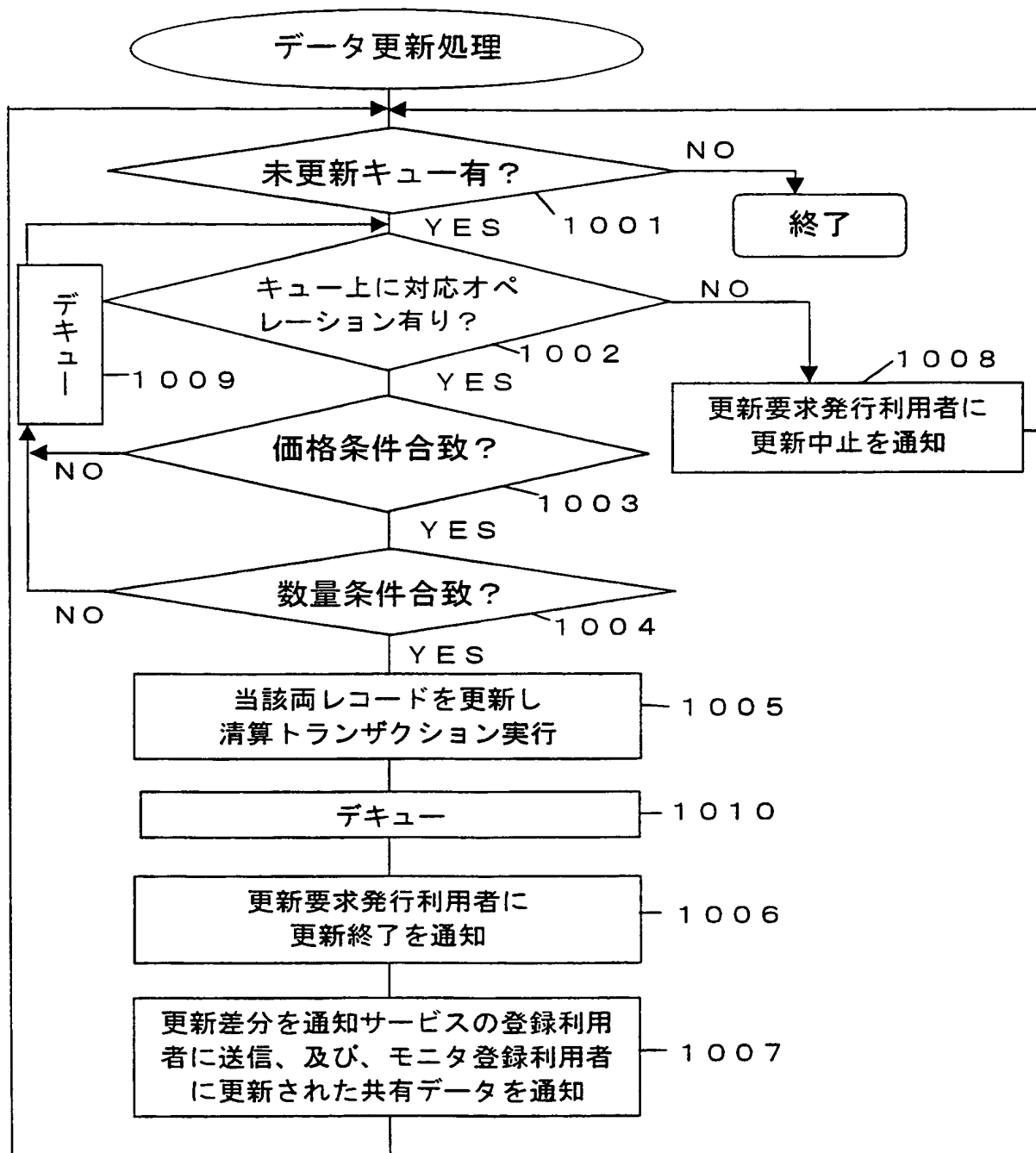
9 / 15

図 9



10/15

図10



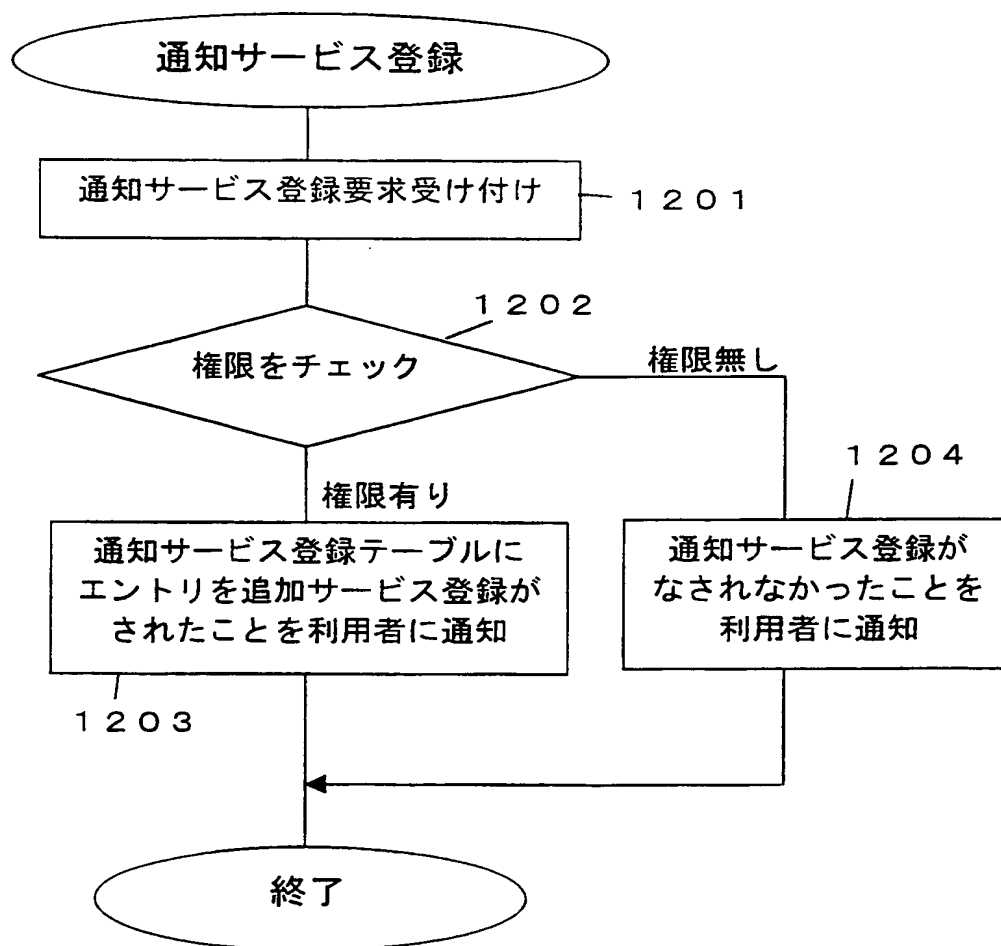
1 1 / 1 5

図 1 1

1 1 0 0	
利用者 I D : 9 7 0 2 0 1 A ; 鈴木太郎	1 1 0 1
権限 : 3	1 1 0 2
履歴 1 : F R T ; O R G 2 - M ; 9 7 0 9 1 7 1 1	1 1 0 3
履歴 2 : F R T ; G R P 1 0 - B ; 9 7 0 9 2 1 1 4	1 1 0 4
履歴 3 : G R N : R C E 1 0 - M ; 9 7 0 9 2 2 0 9	1 1 0 5

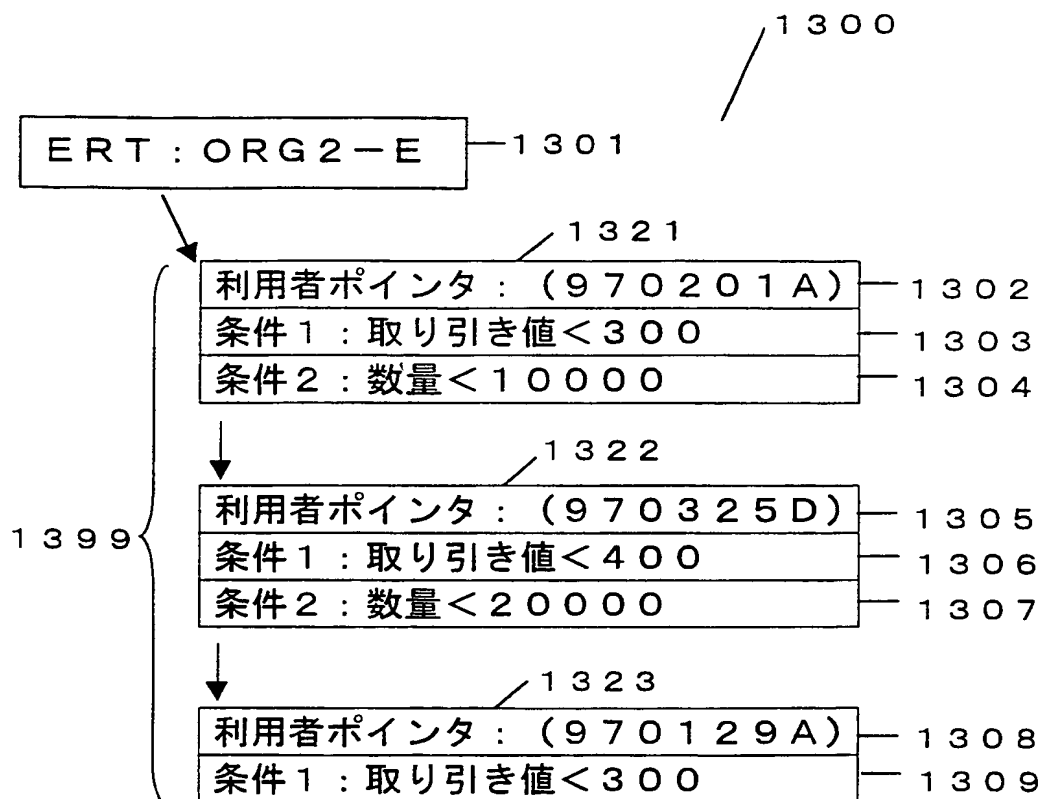
12 / 15

図 12



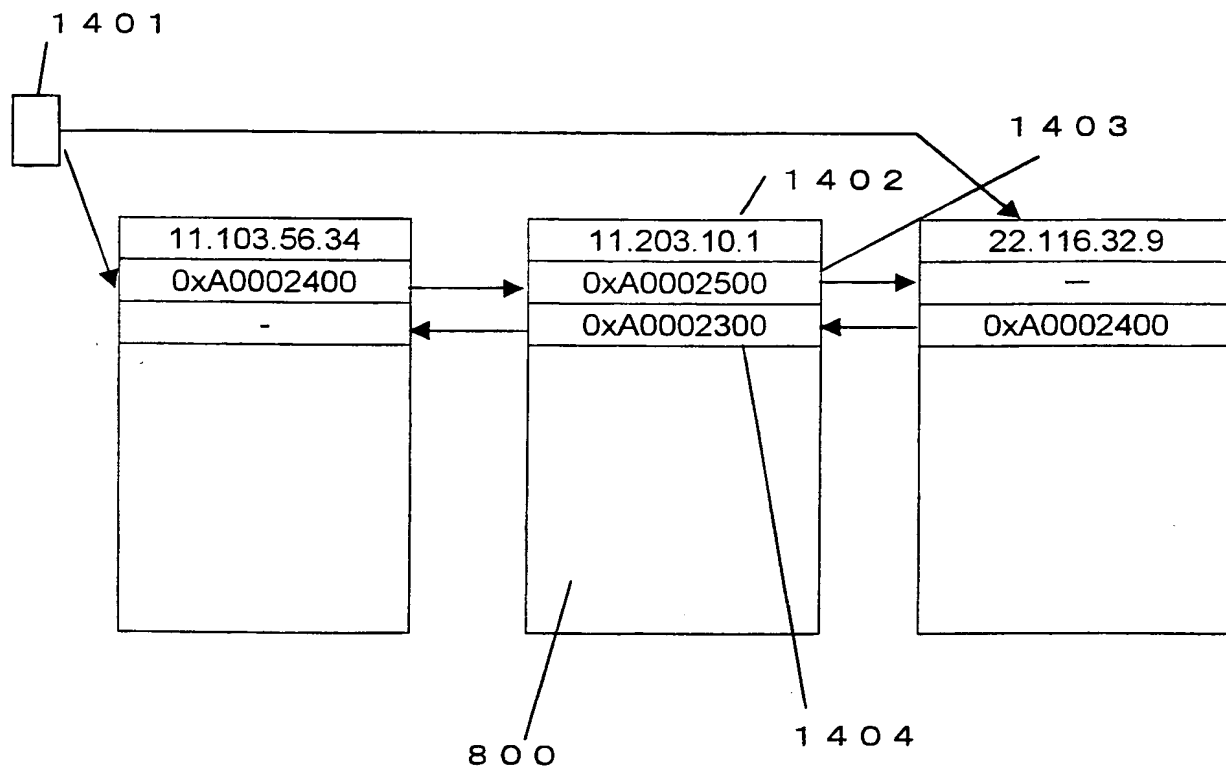
13/15

図 13



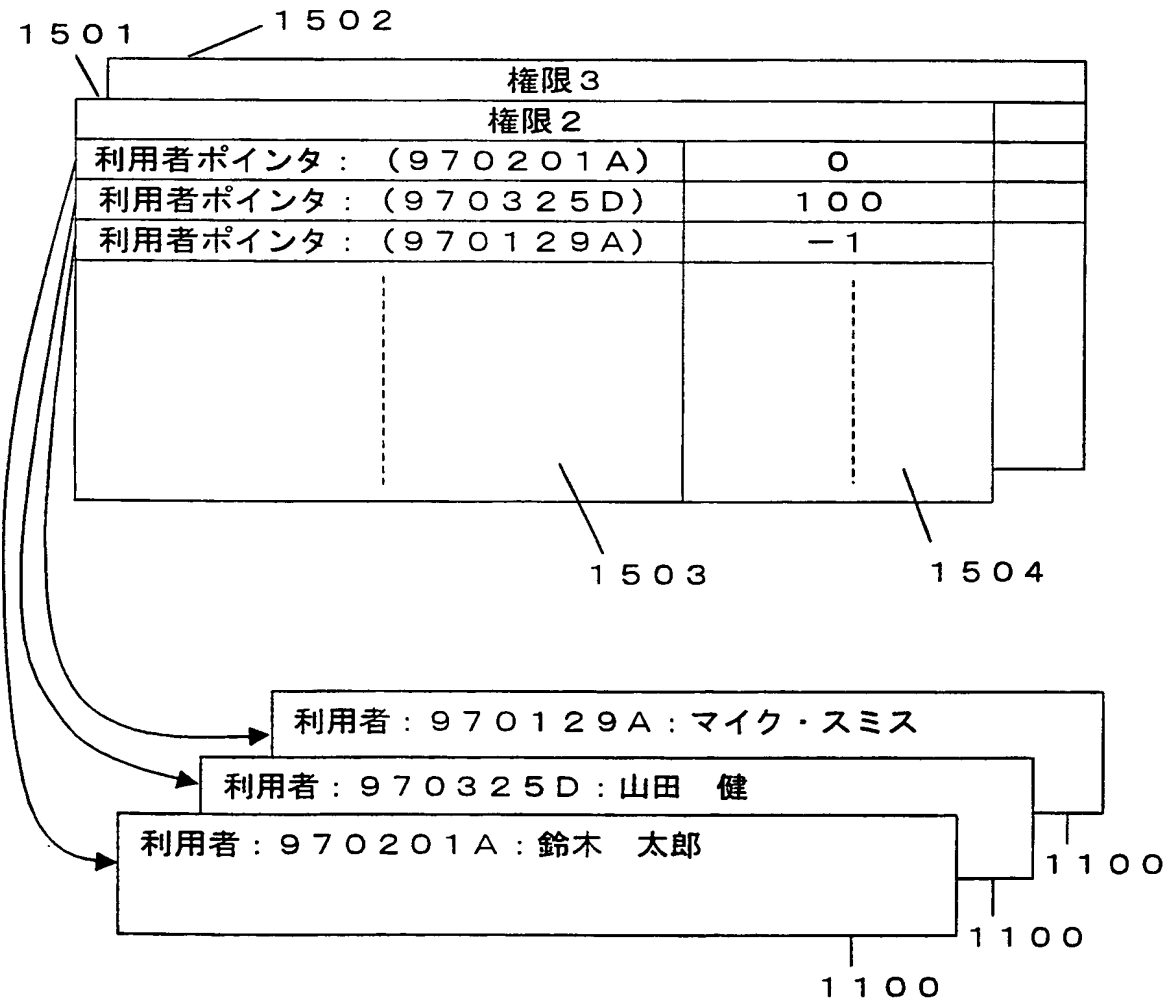
1 4 / 1 5

図 1 4



15 / 15

図 15



INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/JP98/02550

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER
Int.Cl⁶ G06F15/21, G06F12/00

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)
Int.Cl⁶ G06F15/21, G06F12/00

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched
Jitsuyo Shinan Koho 1926-1995 Jitsuyo Shinan Toroku Koho 1994-1998
Kokai Jitsuyo Shinan Koho 1971-1995 Toroku Jitsuyo Shinan Koho 1994-1998

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
Y	JP, 03-505938, A (Chicago Board of Trade), 19 December, 1991 (19. 12. 91)	1
A	& EP, 388162, A	2-22
Y	Mamoru Maekawa et al., "Distributed Operating System - What is Coming next to UNIX (in Japanese)" 25 December, 1991 (25. 12. 91), Kyoritsu Shuppan K.K. p.169-176	1

☐ Further documents are listed in the continuation of Box C.

☐ See patent family annex.

* Special categories of cited documents:

"A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance

"E" earlier document but published on or after the international filing date

"L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)

"O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means

"P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

"T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention

"X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone

"Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art

"&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search
8 September, 1998 (08. 09. 98)

Date of mailing of the international search report
22 September, 1998 (22. 09. 98)

Name and mailing address of the ISA/
Japanese Patent Office

Authorized officer

Facsimile No.

Telephone No.

A. 発明の属する分野の分類 (国際特許分類 (IPC))
G 0 6 F 1 5 / 2 1, G 0 6 F 1 2 / 0 0

B. 調査を行った分野

調査を行った最小限資料 (国際特許分類 (IPC))
G 0 6 F 1 5 / 2 1, G 0 6 F 1 2 / 0 0

最小限資料以外の資料で調査を行った分野に含まれるもの

日本国実用新案公報 1926-1995
日本国公開実用新案公報 1971-1995
日本国実用新案登録公報 1994-1998
日本国登録実用新案公報 1994-1998

国際調査で使用した電子データベース (データベースの名称、調査に使用した用語)

C. 関連すると認められる文献

引用文献の カテゴリー*	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求の範囲の番号
Y A	J P, 03-505938, A (シカゴ ボード オブ トレー ド), 19. 12月. 1991 (12. 19. 91)), & E P, 388162, A	1 2-22
Y	前川 守 外2名 「分散オペレーティングシステム -UNIX の次にくるもの」 25. 12月. 1991 (25. 12. 91) 共立出版株式会社 p. 169-176	1

☐ C欄の続きにも文献が列挙されている。

☐ パテントファミリーに関する別紙を参照。

* 引用文献のカテゴリー

「A」 特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの
「E」 先行文献ではあるが、国際出願日以後に公表されたもの
「L」 優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献 (理由を付す)
「O」 口頭による開示、使用、展示等に言及する文献
「P」 国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願

の日の後に公表された文献
「T」 国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と矛盾するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの
「X」 特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの
「Y」 特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの
「&」 同一パテントファミリー文献

国際調査を完了した日

08. 09. 98

国際調査報告の発送日

22.09.98

国際調査機関の名称及びあて先

日本国特許庁 (ISA/J P)
郵便番号 100-8915
東京都千代田区霞が関三丁目4番3号

特許庁審査官 (権限のある職員)

深沢 正志

印

5 B 9644

電話番号 03-3581-1101 内線 3546